tijdschrift van het

nederlands elektronica- en radiogenootschap

deel 53 nr. 1 1988

nederlands elektronica- en radiogenootschap

Nederlands Elektronica- en Radiogenootschap
Postbus 39, 2260AA Leidschendam. Gironummer 94746
t.n.v. Penningmeester NERG, Leidschendam.

HET GENOOTSCHAP

De vereniging stelt zich ten doel het wetenschappelijk onderzoek op het gebied van de elektronica en de informatietransmissie en - verwerking te bevorderen en de verbreiding en toepassing van de verworven kennis te stimuleren.

LIDMAATSCHAP

Voor lidmaatschap wende men zich tot de secretaris. Het lidmaatschap staat open voor academisch gegradueerden en hen, wier kennis of ervaring naar het oordeel van het bestuur een vruchtbaar lidmaatschap mogelijk maakt. De contributie bedraagt ƒ 60,- per jaar.

Studenten aan universiteiten en hogescholen komen bij gevorderde studie in aanmerking voor een junior-lidmaatschap, waarbij 50% reductie wordt verleend op de contributie. Op aanvraag kan deze reductie ook aan anderen worden verleend.

HET TIJDSCHRIFT

Het tijdschrift verschijnt zesmaal per jaar. Opgenomen worden artikelen op het gebied van de elektronica en van de telecommunicatie.

Auteurs die publicatie van hun wetenschappelijk werk in het tijdschrift wensen, wordt verzocht in een vroeg stadium kontakt op te nemen met de voorzitter van de redactie commissie.

De teksten moeten, getypt op door de redactie verstrekte tekstbladen, geheel persklaar voor de offsetdruk worden ingezonden.

De abonnementsprijs van het tijdschrift bedraagt ƒ 60,- . Aan leden wordt het tijdschrift kosteloos toegestuurd.

Tarieven en verdere inlichtingen over advertenties worden op aanvrage verstrekt door de voorzitter van de redactiecommissie.

SOURCE CODING ALGORITHMS

Dr.ir. Tj.J.Tjalkens
Eindhoven University of Technology

This paper results from a lecture "Data Compressie Algoritmen" given on april 9, 1987, in the N.E.R.G. session "Codering voor Bandbegrensde kanalen". It is however not an exact transcription of this lecture but it intends to introduce some fundamental and some useful source coding algorithms.

Introduction

The fundamental problem of communication is that of reproducing at one point either exactly or approximately a message selected at another point (Shannon 1948) [0].

Shannon showed in this paper the fundamental result that to every communication channel, eg. a radio link or a telephone line, there corresponds a certain quantity called the channel capacity, and that reliable communication, i.e. communication with an arbitrarily small probability of error, is possible as long as the amount of information transferred over this channel is less than its capacity. In this paper he showed that this problem can be solved in two independent and simpler steps.

In the first step, (the source coding problem), one searches for the most compact representation of the source messages. A representation of source messages is a set of strings of (code-) symbols, each one assigned to a different message in such a way that from it the message can be recovered. By a most compact representation we mean a representation that minimizes the average codestring length. We might say that we extract the information out of the source data. Now all the remaining (code-) symbols are relevant and must be transferred to the receiver and we know that we are not wasting our effort on redundant data. The source coding theorem shows the existence of a quantity called the (source-) entropy. This entropy lowerbounds the compression and it is also shown that this bound can be achieved arbitrarily close. In this way the entropy measures the information in a source.

In the second step, (the channel coding problem), we protect this data (information) from the noise disturbances on the channel by adding judiciously selected redundancy. The combination of these two encodings, or representations, results in the best possible performance for a given source/channel pair.

In this paper we consider that part of the digital communication theory that concerns the compression of data sequences. As said before, the purpose of data compression or noiseless source coding is to minimize the number of channel digits needed to describe a message.

In what follows we assume that no errors occur during the transmission over the channel. This assumption is to a great extend justified by Shannon's channel coding theorem. We also assume that this channel is able to transfer symbols from a finite set (channel alphabet) at a fixed rate, or at a fixed cost.

To transmit a message over the channel, it must first be converted into a string of channel symbols, using an invertible map (codebook). The fact that this map is invertible and that the channel is error-free allows the receiver to decode the message exactly.

Let us first define in more detail what a source, a message, and a message set is. All sources in Information Theory are modelled as stochastic processes that generate strings of symbols. The simplest class of these models consists of the discrete memoryless sources (DMS). More complex, but more realistic models can be selected from the class of finite state Markov sources (FMS) or the class of stationary ergodic sources (SES). All these sources generate letters from a finite alphabet. The DMS generate sequences of letters, each letter drawn independently from the source alphabet according to some fixed probability vector. FMS and SES use probability vectors that are conditioned on the past, i.e. the previously generated letters. Thus, the latter two classes contain more realistic models for e.g. a natural language, where the probability of the next symbol depends on the previous letters or words.

We define a message to be a string of source letters that we will consider as units we want to assign codewords to. This can be the complete symbol string generated by the source or parts of it, e.g. we can consider this paper as one message, or we think of every sentence, or even every single letter, as a separate message.

The message set is the set of all messages we consider. For example, let $\mathcal{U}$ denote the source alphabet $\{0, 1\}$. Possible message sets could be:
$\mathcal{M}_1 = \mathcal{U}$, $\mathcal{M}_2 = \{00, 01, 10, 11\}$, $\mathcal{M}_3 = \{0, 10, 11\}$, $\mathcal{M}_4 = \mathcal{U}^*$, i.e. the set of all finite length strings $x \triangleq x_1x_2\ldots x_k$, with k an arbitrary integer, over the alphabet $\mathcal{U}$.

With $\mathcal{M}_1$ we want to assign separate codewords to each

single letter of the source string. $\mathcal{M}_2$ is an example of "blocking". Usually coding for a block of n ($n > 1$) symbols is more efficient than coding for single letters. The messages (also called strings or segments) in the message set need not be of the same length, e.g. see $\mathcal{M}_3$. In this way some advantage can be taken from the typical behaviour of a source. The last example designates a stream code. Actually, by the definition of $\mathcal{M}_4$ we imply that codewords are assigned to each different finite length source string, but in practice we will have to build up the codeword as the source letters "stream by" to avoid an arbitrarily long coding delay.

The last step in the code description is the assignment of codewords to the messages. Let $\mathcal{C}$ denote the codeword set then its cardinality $|\mathcal{C}|$ must be greater or equal to $|\mathcal{M}|$.

According to the form of the message set and/or codeword set we can differentiate between several forms of source coding. First we discriminate between definite coding schemes, where $\mathcal{M}$ is a finite set, and indefinite coding schemes (or "stream coding schemes"), where $\mathcal{M}$ is an infinite set, and the coding scheme cannot be described by a concatenation of words from finite sets. Definite schemes can be further subdivided into four classes depending on whether or not the strings in $\mathcal{M}$ respectively $\mathcal{C}$ are of the same length. Thus we have the fixed-to-variable length (FV) schemes, here $\mathcal{M} = \mathcal{U}^n$, ($n \geq 1$), and $\mathcal{C}$ contains variable length words. Next come the variable-to-fixed length (VF) schemes, where the source messages are of varying length and $\mathcal{C}$ contains fixed length words. In this case we might as well assume that the channel can transmit symbols from a "super alphabet" of cardinality $|\mathcal{C}|$. The third class contains the variable-to-variable length (VV) schemes. Here $\mathcal{M}$ as well as $\mathcal{C}$ contain varying length strings. Because the fixed-to-fixed length (FF) schemes are inherently inefficient unless one waives the requirement that the source sequence be uniquely reconstructable from the encoded sequence (i.e. unless one allows "lossy coding"), FF schemes will not be considered further in this paper.

Not every message set $\mathcal{M}$ and codeword set $\mathcal{C}$ is acceptable. For a definite scheme we require that all possible infinite length source strings are separable in segments from $\mathcal{M}$. Usually, although not necessarily, we require that every string is separable in exactly one way. The restrictions on the sets in the case of stream codes will be given in a later section.

Since, in a definite scheme, the codewords are concatenated, the decoder must be able to recognize the codewords, and thus allow the source sequence to be reconstructed with finite delay from the encoded sequence.

Two properties of sets of strings are of interest here. First we say that a string set is complete if every possible infinite length string has a prefix in the set. Also, a string set is proper if every possible infinite length string has at most one prefix in the set.

Now we can say that $\mathcal{M}$ must be complete, so every string is separable into segments, and usually is also proper, so the strings are separable in exactly one way.

From the Kraft Inequality ([1, Thm. 3.2.1]) and McMillans theorem ([1, Thm 3.2.2]) we can, without loss of generality, require $\mathcal{C}$ to be proper. Codes with proper codeword sets are also called prefix-free codes. It is not hard to see that if a proper codeword set $\mathcal{C}$ is not complete then there exists a proper set $\mathcal{C}'$ that is complete, has at least as many codewords, and, contains, for every codeword $\underline{x}$ in $\mathcal{C}$, a corresponding codeword $\underline{x}'$ with length $L(\underline{x}') \leq L(\underline{x})$. Since we are interested in a short description length $\mathcal{C}'$ is an improvement over $\mathcal{C}$. Thus one could consider only codeword sets that are proper and complete. However, we shall occasionally find it convenient to use codeword sets that are proper and not complete. So a code is described by the message set $\mathcal{M}$, the codeword set $\mathcal{C}$ and an invertible mapping from $\mathcal{M}$ to $\mathcal{C}$. In some cases a code uses many message sets or codeword sets and a rule for selecting the next set depending on the past.

The goal is to minimize the average number of channel letters per source letter (code rate). Thus for the FV schemes we must minimize the average codeword length and for the VF schemes the average message length must be maximized. In the case of a VV scheme the situation is more complex since the selection of the message set influences the best choice for $\mathcal{C}$ and as yet no algorithm is known for finding the best combination except by exhaustive search.

For the FV coding schemes the optimal code is generated by the Huffman procedure [2]. For the class SES this algorithm gives the best possible codeword set for a given number of codewords, i.e. it minimizes the average codeword length. A less known result is an VF coding algorithm by Tunstall [3], [4], that generates proper and complete message sets for a given number of messages. This algorithm generates the optimal set if the source is in the class of DMS. For a larger class no algorithm for optimal VF codes exists.

Thus, for discrete memoryless sources, we have two optimal coding schemes, but their optimality is defined under different conditions. So the optimality of both schemes does not imply their equivalence, or even the same performance, i.e. compression. Actually, it depends on the source statistics and the allowed number of codewords which of the two schemes performs best.

In general there are two ways to implement a definite coding scheme. The first method is by table lookup. Depending on the form of the scheme we need tables to define the message set, codeword set, and the mapping between these sets. In the other method the messages are recognized by computational means. Also the correspon-

ding codeword is computed by some algorithm.

In the next sections we shall describe two source coding algorithms of the first type, i.e. using lookup tables in the en-and-decoder, namely the Huffman and the Tunstall scheme. Then we shall describe a VF algorithm of the second type, where each segment (message) is represented by its lexicographical index within the set of possible segments and this index is computed rather than found in a table. By knowing the lexicographical indices, it is possible to reconstruct the output sequence.

Then we discuss the construction and quality of stream codes. Stream coding schemes can be generated with the Elias algorithm [5]. This algorithm, although it is nearly optimal in the sense that the expected code rate can be made arbitrarily close to the source entropy, suffers from the fact that its per symbol complexity grows unbounded as the source entropy is approached.

We will describe a practical implementation of the Elias' algorithm. The resulting stream codes are known as arithmetic codes, introduced by Rissanen [6] and Pasco [7]. In these codes the code stream is treated as a number and encoding the next source symbol is done by adding a certain amount to this number. The arithmetic code is a noiseless compression technique applicable in all situations where the source statistics are known. Its main advantage, apart from its efficiency, lies in the flexibility of the algorithm. For sources with memory, the (conditional) probabilities change from symbol to symbol. Also, for not completely known sources we might estimate the probabilities from the generated source outputs. The encoder and decoder need these probabilities only when encoding respectively decoding that symbol, while any definite scheme needs them all in advance.

Since the redundancy is low at a moderate code complexity these codes are an attractive practical alternative to the definite schemes, e.g. the Huffman codes.

A representation of sets

A large part of this paper deals with message sets and codeword sets over finite (letter-) alphabets, where in the following the size (cardinality) of the alphabet is denoted by c, respectively by d.

An useful pictoral representation of these sets is given by a certain type of graphs, namely a rooted tree. The tree we consider contains one marked node called the root. Starting with this root every node in the tree connects to c (d) new nodes and also to its unique predecessor, except of course the root which has no predecessor. Thus this special tree has infinitely many nodes. See figure 1. Later we also consider trees where a node either connects to its predecessor and c new nodes, or it only connects to its predecessor. In the latter case this node is called a leaf.

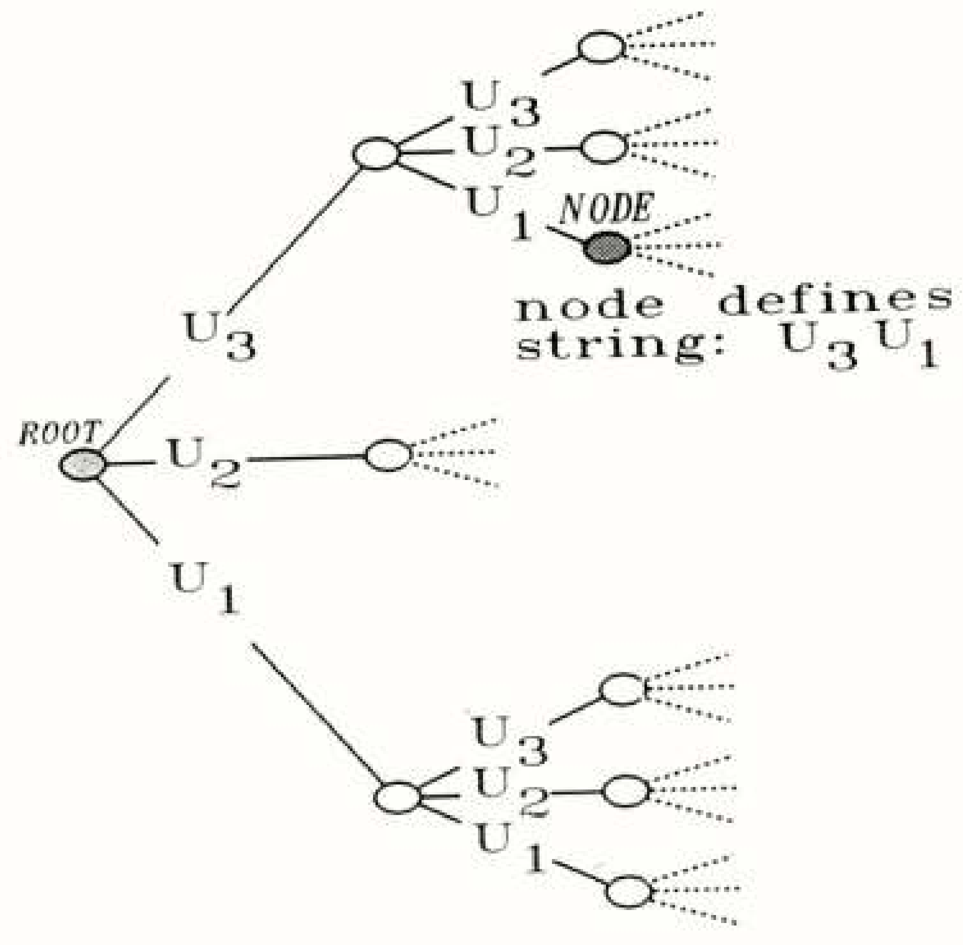


Figure 1.

Each node in a rooted tree defines a unique path (branch) from the root to itself. If we label the edges leading from a node to its successors, i.e. further away from the root, by the different letters from the alphabet, then every path from the root to a node defines a unique string of symbols, by reading the labels along the edges of the path. And since the path is fully determined by the node it ends in, we may assign the string defined by the path to the node. Thus we can define any set of strings by a set of nodes of the infinite sized rooted tree.

This representation will be useful when we discuss the Huffman and Tunstall codes and also the proper-and-completeness conditions on sets are easily translated into conditions on the selected nodes of the tree.

The properness condition translates into the requirement that there are no branches to nodes in the set, such that the branch visits another node also in the set, and the completeness condition is fulfilled if on any infinite length path there is at least one node from the set.

Usually one considers sets that are proper and complete and this results in a rooted tree of finite size where the set of selected nodes is the set of all leaves of the tree. See figure 2 where the corresponding strings are written next to the leaves.

Minimizing the average codeword length

In this section we describe Huffman's method for constructing proper and complete codeword sets $\mathcal{C}$ for a given message set $\mathcal{M}$, such that, given the message probabilities, the average codeword length is minimized. Suppose there are M messages denoted by $m_1, m_2, \ldots m_M$, and with probabilities $P(m_i)$, $i=1,\ldots,M$. We shall only consider the case of binary codewords, i.e. the code alphabet contains two letters, say "0" and "1". We will give an outline of Huffman's argument and directly work towards

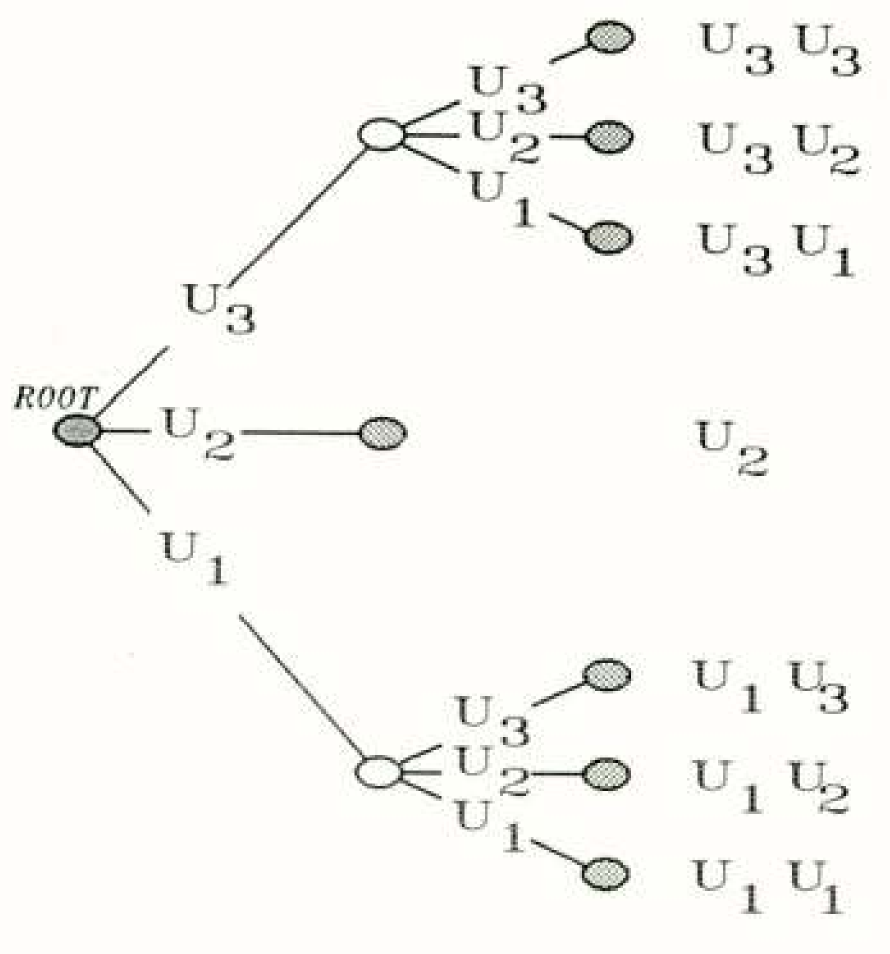


Figure 2.

the final algorithm. See [1] or [2] for a complete proof.

The main idea behind Huffman's algorithm is that if we have to design an optimal codeword set for M messages, we can simplify this problem to finding the optimal codewords for a set of smaller size by combining the two least probable messages in one new message. If we, finally, have the optimal code for this smaller set, we extend the single codeword for the new message by one code symbol in the two possible ways, by appending a "0" respectively a "1", and assigning these two words to the original two messages. This results in the optimal codeword set for the original message set. Figure 3 demonstrates the workings of this procedure. In this figure the numbers in the nodes denote the probability of that node. We repeatedly apply the reduction step outlined above and mark the two combined messages by a "fork" to the new message. So in the first step we combine the nodes labeled U_7 and U_8 into a new node with probability 0.05. Since this node and the node labeled U_6 have the smallest probabilities in the new, seven messages, set, they are combined in the second step. The letters above the internal nodes in the figure denote the combining order, a, b, ..., g. By labeling the edges of the fork with a "0" resp. a "1" we immediately observe a binary rooted tree and the codeword set is given by the set of leaves of this tree.

The code defined in this way needs an encoder that finds the codeword corresponding to the given message using a lookup table (codebook) with the codewords as entries. The decoder uses a similar table to find the original message from the received codeword.

The most compact storage for this table uses a tree representation and requires an amount of storage proportional to the number of messages M. The design of these codeword sets requires a storage complexity proportional to M and a time complexity, (number of steps to perform the design), proportional to $M \log_2 M$, see [8], [9]. Now if, as is usual in the case of a Huffman scheme, the messages are formed by "blocking", i.e. $\mathcal{M} = \mathcal{U}^n$ so $M = c^n$, then the time and storage complexities are at least

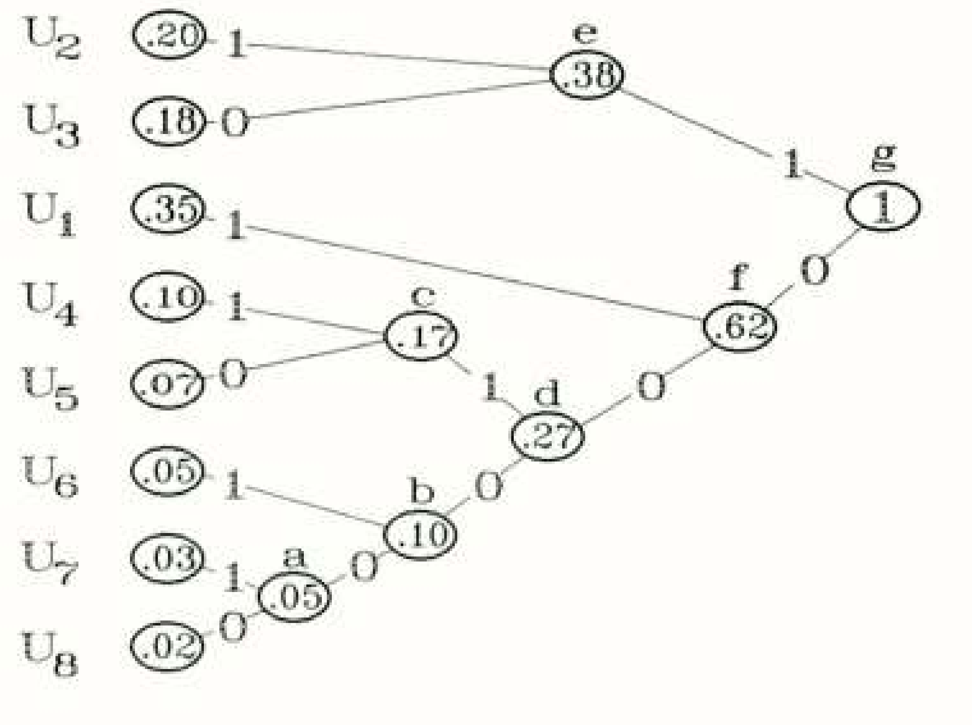


Figure 3.

exponential in the blocklength n. This prohibits the use of large blocks and large blocks are usually required to obtain a good compression.

<u>Maximizing the average message length</u>

As said in the introduction, if we consider VF schemes the best compression (on the average) is achieved if we maximize the expected message length for a given number of messages. Tunstall found an elegant algorithm that generates these maximal sets under the restriction that the set is proper and complete and that the source is memoryless. Before describing the procedure we first remark that the condition that the message set be complete is a natural requirement because we want to be able to assign codewords to all possible strings of source symbols, however, the properness condition is not necessary, although is seems logical. Using extra rules in the en-and-decoder the ambiguity resulting from a non-proper set can be resolved and it is known that non-proper sets can achieve a higher compression than proper sets, but it is not known how to design these sets.

Let us now return to Tunstall's algorithm. As before we shall not give a proof of the algorithm but restrict ourselves to its description.

Tunstall argues that given an optimal set of M messages, one achieves a new and larger optimal set if one extends the most probable message in the current set by appending one source letter, thus producing c, where c is the size of the source alphabet, new messages for the message in the old set. See figure 4. This figure depicts the extension process for a ternary d.m.s. (discrete memoryless source) with P(a) = 4/7, P(b) = 2/7, and P(c) = 1/7. Again we observe the (ternary) rooted tree whose leaves define the message set. To each message in the set we assign a different codeword of a fixed length; in the figure this is done for a binary

code alphabet and as we see, not all 8 possible sequences of 3 code symbols are used. This usually happens and it results in an extra inefficiency, or loss of compression. However, this loss becomes smaller as the size of the message set grows and in the special case that the source is binary one can always make message sets with the correct number of words.

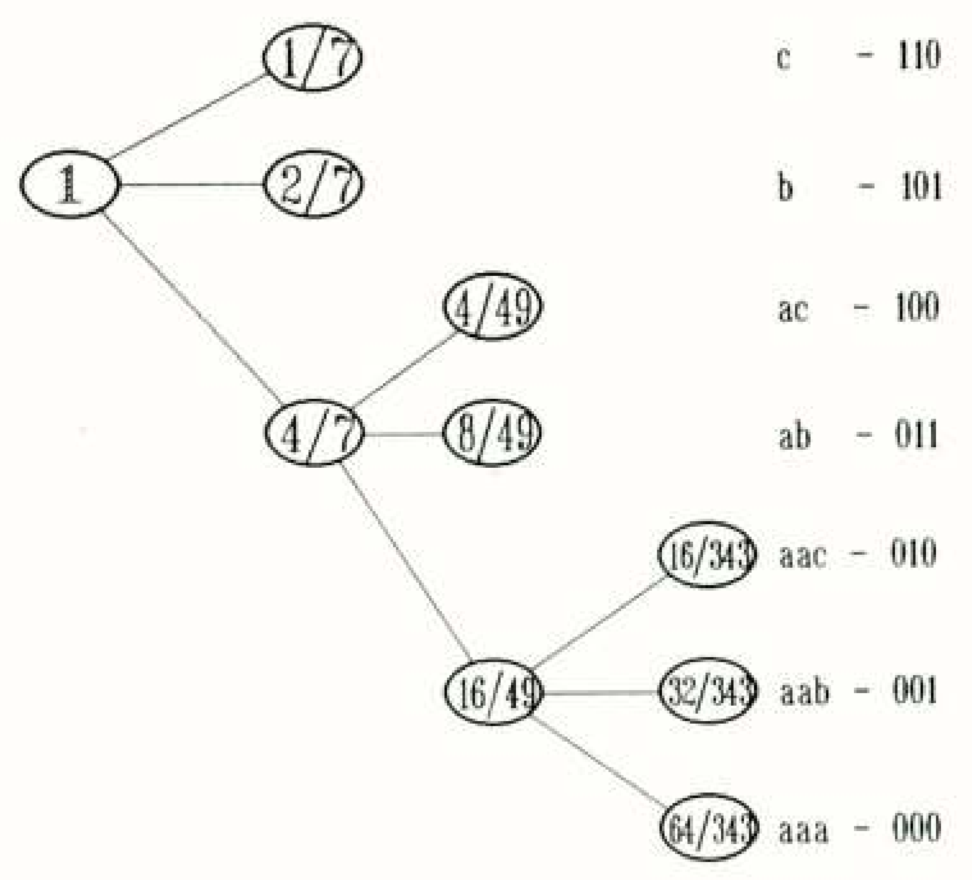


Figure 4.

This algorithm in some sense performs the inverse operation of the Huffman procedure, and also because a VF scheme can be seen as an inverse of a FV scheme, the Tunstall procedure is also known as the Inverse Huffman procedure. The complexity of this algorithm is similar to the complexity of Huffman's procedure, because a VF encoder is similar to a FV decoder and likewise for the FV encoder and the VF decoder, and both algorithms require searches for the smallest resp. largest probabilities in a set during the construction of the code.

The VF schemes for discrete memoryless sources were also investigated by Verhoeff [10], Jelinek and Schneider [4], Schalkwijk, Antonio and Petry [11], Schalkwijk [12] and Tjalkens and Willems [13]. Verhoeff reinvented Tunstall's algorithm. If the number of segments in the set grows to infinity, the code rate approaches the source entropy. This was demonstrated both by Verhoeff and by Jelinek and Schneider. A disadvantage of Tunstall's algorithm is that it requires a codebook that contains all segments with their lexicographical indices. This codebook has to be stored in memory at the encoder and at the decoder. Schalkwijk, et al. [11] devised a VF source coding algorithm, that uses a multidimensional array instead of the complete codebook to determine the segment's index or vice versa. Schalkwijk [12] subsequently reported on a technique which uses a linear array and not a multidimensional one. In [13] the authors describe a similar technique for the more complex class of Markov sources. In the next section we will describe this technique and show it's equivalence to Tunstall's algorithm.

<u>A computational code</u>

In this section we describe a VF scheme where the encoding and decoding is done by computational means. Suppose we are given a message set $\mathcal{M}$, e.g. a Tunstall set, and we must generate fixed length binary codewords for these messages (VF scheme). In what follows it is more convenient to consider these codewords as integers ranging from 0 to 2^k-1 inclusive, where k is the length, in binary symbols, of the codewords. The mapping from the codewords to the integers can be done using the ordinary binary representation of integers. So we equate $z_1z_2...z_7$ = 0010110 with $2^4+2^2+2^1=22$ etc. Note the obvious requirement that 2^k is at least as large as the number of messages in $\mathcal{M}$.

We introduce a mapping between the messages and the integers; first we order the messages lexicographically. This means that we are given an ordering on the source alphabet, e.g. if the source alphabet $\mathcal{U} = \{a, b, c\}$ then an ordering could be a < b < c. Then we define an ordering on strings similar to the ordering that is found in a lexicon. E.g., let $x = x_1x_2..x_i$ and $y = y_1y_2..y_j$ be two strings over $\mathcal{U}$ and x is not a prefix of y or vice versa, then $x < y$ if $x_p < y_p$ for the smallest index p such that x_p and y_p are unequal. Using such a lexicographical ordering we can assign an index to a message x in a set being equal to the number of strings in the set less than x. So the indices range from 0 to $M-1$ inclusive, where M denotes the size of the message set. To translate these integer indices into binary codewords we only require that k, the codeword length, is large enough to accomodate all message indices, or that $2^k \geq M$.

The index of some message x depends on the message set and by a clever selection of this set the index can be computed in an efficient (recursive) way. Again we will introduce such a technique without proofs but we will concentrate more on the motivation. What we want to achieve is a message set such that a simple, recursive, index computation is possible but also a set with a large, preferably maximal, expected message length. The following technique achieves both objectives.

In order to describe the scheme we must be somewhat more explicit about the source that we are considering. Let $\mathcal{U} = \{ u_1, ..., u_c\}$ be the source alphabet and let $P(u_i)$, $1 \leq i \leq c$, be the probability that the memoryless source generates symbol u_i. The definition of the message set starts with the, at first seemingly arbitrary, selection of c positive integers $v(u_i)$, $1 \leq i \leq c$. Later on we shall relate these integers to the source probabilities but for now this is not important. With these values we can associate to every string $x = x_1x_2..x_\ell$ over the source alphabet an integer $V(x)$ being the sum

over all symbols in x of $\upsilon(x_j)$. For any positive integer n define the message set $\mathcal{M}(n)$ by stating that a string belongs to $\mathcal{M}(n)$ if and only if its sum $V(x)$ is at least n and the sum $V(x')$, where x' equals the string x without it's last symbol, is less than n. The message sets $\mathcal{M}(n)$ defined in this way are proper and complete and the message indices can be computed recursively. Observe that all strings x in the set have a sum $V(x)$ that lies between n and $n + max\{\upsilon(u_i):1 \leq i \leq c\}$, so if n is large then all sums are about equal. Later on we shall use this property. We now proceed with the description of the recursive index computation. Note that this computation constitutes the encoding process.

Let $M(n)$ be the cardinality of the set $\mathcal{M}(n)$. These sizes can be computed recursively by observing that if x is an element of $\mathcal{M}(n)$ with a first symbol $x_1 = u_i$ then all messages y from $\mathcal{M}(n-\upsilon(u_i))$ preceded by u_i, i.e. the string $u_i y_1 y_2 .. y_p$, belong to $\mathcal{M}(n)$. So we obtain the recursive equation $M(n) = \Sigma_{i=1}^{c} M(n-\upsilon(u_i))$, for $n \geq 0$. We define $M(n') = 1$, for $n < 0$. This definition will be justified in the following discussion.

Suppose that we want to compute the index of a message in the set $\mathcal{M}(N)$, where N is a preselected positive integer. Let $x = x_1 x_2 .. x_\ell$ be the message whose index $I_N(x)$ we need. Observe that all strings in $\mathcal{M}(N)$ starting with a symbol u less than $x_1 = u_i$ will be smaller than x so $I_N(x)$ at least equals the number of all these strings. Now as in the recursion above we find $I_N(x) \geq \Sigma_{p=1}^{i-1} M(N-\upsilon(u_p))$. Now also all strings in $\mathcal{M}(N)$ that start with the same symbol as $x_1 = u_i$ and whose second symbol is less than $x_2 = u_j$ are less than x. There are $\Sigma_{p=1}^{j-1} M(N-\upsilon(u_i)-\upsilon(u_p))$ strings in $\mathcal{M}(N)$ that satisfy this condition. Observe that the latter sum is equivalent to the former if we were to consider as the initial set, the message set $\mathcal{M}(N-\upsilon(u_i))$. We obtain the recursion $I_N(x_1 .. x_p) = \Sigma_{p=1}^{i-1} M(N-\upsilon(u_p)) + I_{N-\upsilon(u_i)}(x_2 .. x_p)$, where i is given by $x_1 = u_i$.

Implicit in this recursion is the result that we can recognize the end of a message without knowing it beforehand, because finally we will try to find a message index in a set $\mathcal{M}(N')$, with $N' < 0$. This set contains only one element, namely the empty string. This is in accordance with the definition $M(N') = 1$.

The decoding of codewords into messages is performed by a simulation of the encoding process, steered by the received codeword (index) and using the same integers $\upsilon(u_i)$. This technique will also be used by later schemes and therefore we devote the next section to it and postpone the discussion of the decoding of these codewords until then.

The first claim, the simplicity of the encoding process, has now been demonstrated; now we indicate how one can design good and even maximal message sets by selecting the correct values $\upsilon(u_i)$. No proofs are given and for an extensive treatment we refer to [13] or [14].

Observe that Tunstall's algorithm, by extending the message with the highest probability, can be said to produce a message set where all messages have (almost) the same probability. Now in the algorithm of this section, all messages x have about the same sum value $V(x)$. If by a clever choice $V(x)$ can be related to $P(x)$, the message probability, then these probabilities will be of the same order. The reader should at this point realize that if $\upsilon(u_i)$ is proportional to $-\log_2 P(u_i)$ then $V(x)$ is proportional to $-\log_2 P(x)$, and the messages have almost the same probabilities. However, since the $\upsilon(u_i)$'s are integers, this cannot be achieved perfectly. It appears that by approximating $-\log_2 P(u_i)$ the scheme performs very well. A theorem in [13] states that if the $\upsilon(u_i)$'s are chosen as the smallest integer not less than $-\gamma \cdot \log_2 P(u_i)$, then, as γ and N increase, the scheme approaches the theoretical optimum compression.

Decoding computational codes

A decoder of computational codes can be implemented by a simulation process. By this we mean that the decoder contains a complete encoding function and by feeding it successive trial source symbols and comparing the simulated codeword with the received one, we finally find the intended message, assuming that there were no errors during the transfer of the codeword. At first, this doesn't seem to be a good idea because it looks like we are trying all possible messages until we finally come up with the correct one. However, because the computational schemes we have considered, and shall consider, can be encoded in a recursive manner, their decoding can also be performed recursively. This means that we can decode every next source symbol from the message, given the full, or in some cases even only a part of, the codeword and knowing the already decoded prefix of the message.

How is this possible? Remember that, for the scheme given in the previous section, the codeword or index was computed by adding, for every next symbol in the message, a certain amount to an accumulator. At the end this accumulator contained the required index. The amount added for a given symbol accounted for the number of messages that also belong to the set and have the same prefix up to the current symbol and at the current position a smaller symbol than the message to be encoded. In figure 5 this process is depicted. The message is already processed up to the ith symbol, and the accumulator contains the total number of strings in the set less than this prefix $x_1 x_2 ... x_{i-1}$. If $x_i = u_3$ then we add an amount equal to the number of messages in the set with the same prefix $x_1 ... x_{i-1}$ and the ith symbol equal to u_1 or u_2, so we add the amount $a + b$ to the accumula-

tor. If the symbol x_i would have been u_4 the amount added here would have been $a + b + c$. Now assume that $x_i = u_2$ so our actual message continues in the sub-tree B, and we know that after adding a to the accumulator we can only add a total increment less than b. In this way the decoder can make a decision for every next symbol. Namely, if the received index falls in the right open interval $[accumulator + a,\ accumulator + a + b)$, then the current symbol x_i must equal u_2. The actual search method implemented at the decoder depends on the considered scheme. In the case of the scheme of the previous section the decoder tries every source symbol u_1, u_2 etc. in succession.

As an example we designed a code for the ternary memoryless source with $\mathcal{U} = \{\ a,\ b,\ c\}$, $P(a) = {}^{31}/_{57}$, $P(b) = {}^{17}/_{57}$, $P(c) = {}^{9}/_{57}$. The integers $\upsilon(u)$ were chosen as $\upsilon(a) = 1$, $\upsilon(b) = 2$, $\upsilon(c) = 3$. The resulting cardinalities $M(m)$ are given in the next table; they are computed with the recursion $M(m) = M(m-1) + M(m-2) + M(m-3)$.

m	6	5	4	3	2	1	0	-1
$M(m)$	57	31	17	9	5	3	1	1

In figure 6 we depict the message set $\mathcal{M}(3)$. Note that this set equals the Tunstall code for this source! In the nodes the local "m" value is given, so we see that $\mathcal{M}(3)$, the root, consists of an "a", followed by all messages in $\mathcal{M}(2)$, plus a "b", followed by the strings in $\mathcal{M}(1)$, and "c", followed by the empty string, which is the only member of $\mathcal{M}(0)$, in accordance with the recursion given above.

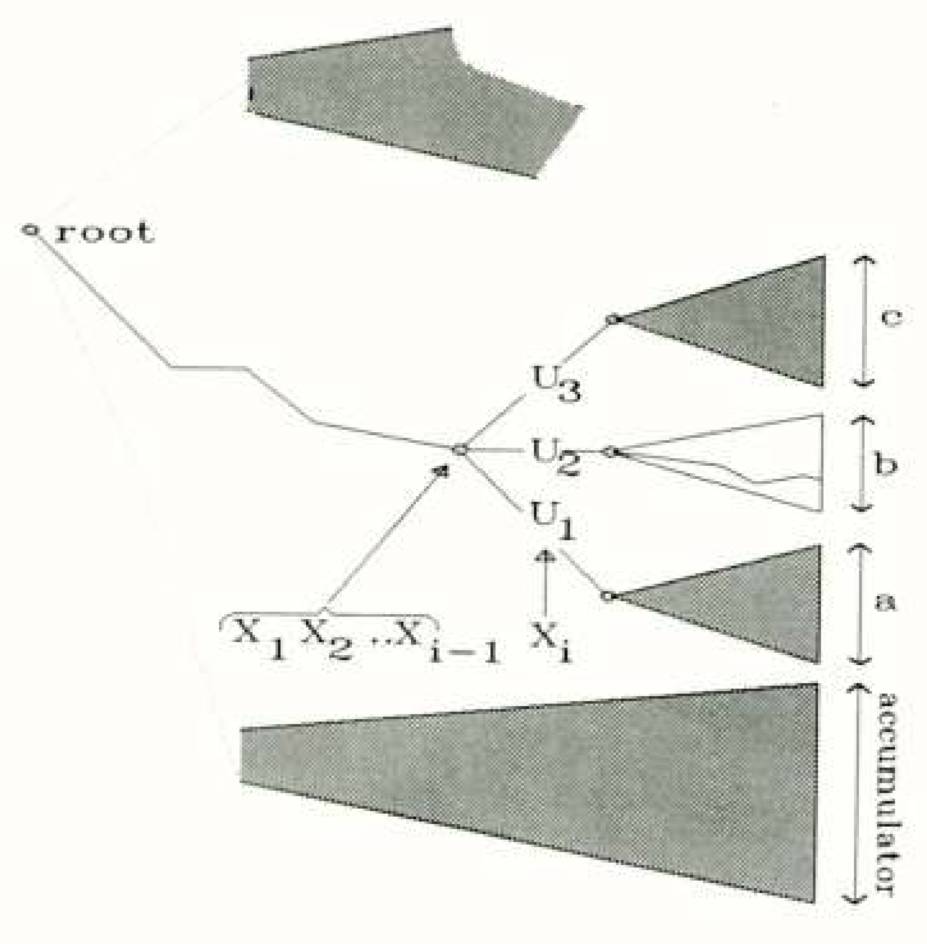


Figure 5.

The source has a ternary entropy $H(U) = 0.895$ "trits" per source symbol and with the average message length $l_{avg} = 2.138$ symbols, this code achieves a compression rate $R = {}^{2}/_{l_{avg}} = 0.935$ ternary symbols per source symbol. In figure 7 the Huffman code for this source and with the same number of codewords is shown

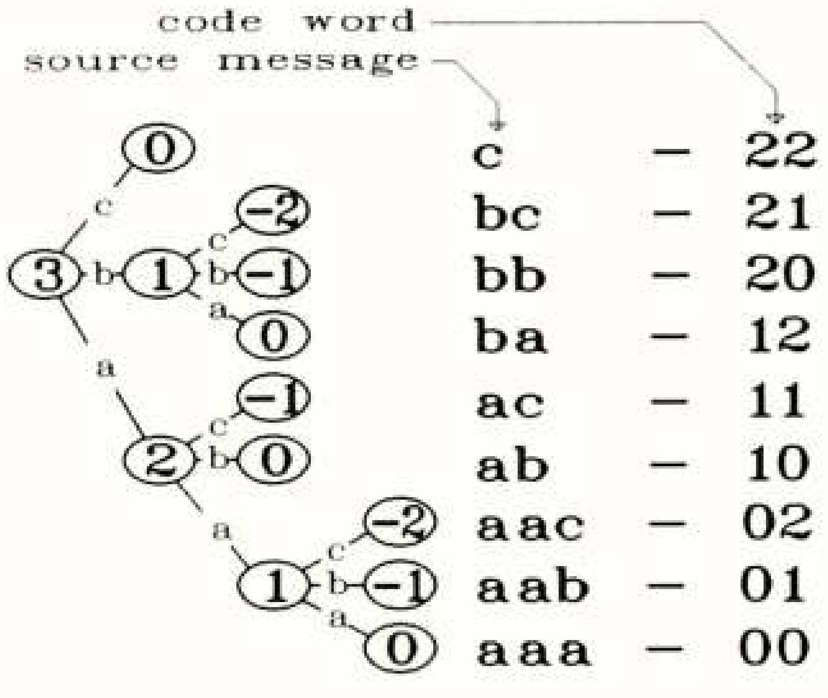


Figure 6.

for comparison. We find a compression rate of 0.912 code symbols per source letter, so this code has a better compression than the VF code of figure 6. However, the design and the encoding and decoding of the VF code is less complex, especially if we consider larger codes, i.e. with more codewords.

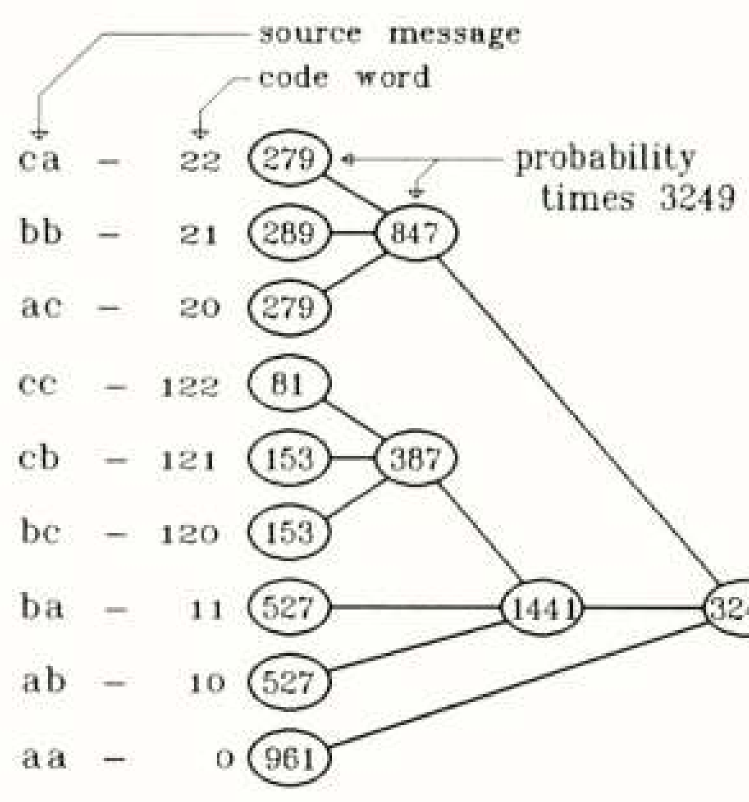


Figure 7.

As an example let us consider the encoding of the first message in the source string $x = bcabaa\ldots$. Observe that the first message is "bc". The encoder will recognize this automatically. We proceed:

initialize: set $m \leftarrow 3$, m is the index into the M table.

set $i \leftarrow 0$, i is the string index we want to compute.

set $j \leftarrow 1$, j is the symbol index in x.

step 1: $x_j = x_1 =$ "b" so we must add $M(m-\upsilon(a)) = M(2)$ to i, because we skip all messages starting with an "a".

$i \leftarrow i + M(m-\upsilon(a)) = i + M(2) = 5$.

Now we know that the segment consists of a "b" followed by a segment from the set $\mathcal{M}(3-\upsilon(b))$. So we must search in this set and this is done by setting $m \leftarrow 3 - \upsilon(b) = 1$. Because m is positive the set $\mathcal{M}(m)$ contains non empty strings and we must consider the next source symbol so we set $j \leftarrow$

$j + 1 = 2$.

step 2: $x_j = x_2 =$ "c" so we must add $\mathcal{M}(0)$ and $\mathcal{M}(-1)$ to i since we skip all messages starting with an "a" resp. "b" in the set $\mathcal{M}(m)$. $i \leftarrow i + \mathcal{M}(0) + \mathcal{M}(-1) = 7$.
We continue by appending a segment from the set $\mathcal{M}(m-\upsilon(c)) = \mathcal{M}(-2)$ by setting $m \leftarrow m - \upsilon(c) = -2$. Now $\mathcal{M}(-2)$ contains only the empty string and thus we are finished. This is signalled by $m \leq 0$.

end: We found the message "bc" with the index 7. Transforming the index into a two-digit ternary number we find the codeword "21" for "bc".

Now we discuss the decoding of this codeword.

initialize: From the received symbols "21" we obtain the index $i \leftarrow 7$.
Also, set $j \leftarrow 1$, j is again the symbol index.
Set $m \leftarrow 3$.

step 1: If $x_j =$ "a" then the index must be less than $\mathcal{M}(m-\upsilon(a)) = 5$. If $x_j =$ "b" then the index must lie between $\mathcal{M}(m-\upsilon(a)) = 5$ and $\mathcal{M}(m-\upsilon(a)) + \mathcal{M}(m-\upsilon(b)) = 8$. So x_1 is "b" and we know that $\mathcal{M}(m-\upsilon(a))$ segments were skipped; we set $i \leftarrow i - \mathcal{M}(m-\upsilon(a)) = 2$. We continue with the next synbol, $j \leftarrow j + 1 = 2$, which is taken from the set $\mathcal{M}(m-\upsilon(b))$ so we set $m \leftarrow m - \upsilon(b) = 1$.

step 2: Since $m > 0$ we must continue.
Compute $\mathcal{M}(m-\upsilon(a)) = \mathcal{M}(0) = 1$. Now $i = 2 \geq 1$, and we conclude that "a" is not the second symbol.
Compute $\mathcal{M}(m-\upsilon(a)) + \mathcal{M}(m-\upsilon(b)) = \mathcal{M}(0) + \mathcal{M}(-1) = 2$. Again this is not enough so "b" also can not be the next symbol. Since "c" is the only possibility left, $x_2 \leftarrow$ "c". We skipped $\mathcal{M}(m-\upsilon(a)) + \mathcal{M}(m-\upsilon(b)) = 2$ other messages so $i \leftarrow i - \mathcal{M}(m-\upsilon(a)) - \mathcal{M}(m-\upsilon(b)) = 0$. The next symbol must be found in the set $\mathcal{M}(m-\upsilon(c))$, and thus $m \leftarrow m - \upsilon(c) = -2$.

end: Now $m \leq 0$ so we know we are finished and the decoded message is "bc".

Note that in this encoding and decoding we needed only the linear table $\mathcal{M}(m)$, that had to be precomputed and stored. This is much simpler and requires less storage than the design of a Huffman (or Tunstall) code.

<u>The Elias algorithm and arithmetic codes</u>

The schemes we discussed until now were examples of the definite schemes where the encoder output can be described by a concatenation of words from a finite (codeword-) set. Now we are going to discuss schemes where this is not the case and where the whole, arbitrarily long source string is transformed in an (also arbitrarily long) codeword. Because the schemes build their codeword in a recursive way, depending on every next source symbol, we will call these schemes stream coding schemes or stream codes. We can depict the encoder as a box into which source symbols stream with a certain rate and out of which code symbols stream with a certain average output rate. The compression or code rate will be defined as the quotient of the output rate versus the input rate. The first of these schemes we consider is the well known Elias source code. This scheme is the basis of all the stream codes known as arithmetic codes. The Elias code provides the insight in the technique of stream codes. Its practical use is little since it quickly suffers from (arithmetic) precision problems. All practical arithmetic codes solve this precision problem in various ways.

The stream codes are based on the following two considerations. The first is the mapping of a symbol string x into a number $\xi \in [0, 1)$. This mapping is given by $\xi = \sum_{i=0}^{k-1} x_i \cdot c^{-i}$, where k is the length of x and $x_i \in \{0, 1, \dots, c-1\}$. Note that $\{0, 1, \dots, c-1\}$ implies an obvious relabeling of the source alphabet $\{u_1, u_2, \dots, u_c\}$, i.e. $u_1 \leftrightarrow$"0", $u_2 \leftrightarrow$"1" etc. Also k can be arbitrarily large, and the mapping of x into ξ is invertible, i.e. if ξ is the number assigned to x then x is the only string of length k that results in ξ. The second observation is that every subinterval $[a, a+l)$ of $[0, 1)$ contains a binary interval $[b, b+2^{-m})$, with $b = \sum_{i=0}^{m-1} b_i \cdot 2^{-i}$ and all $b_i \in \{0, 1\}$ if m is large enough, and this interval can be used to specify, or encode, $[a, a+l)$. Note first that b is the number belonging to the binary sequence $b_1 b_2 \dots b_m$. We state without proof that m is sufficient if it is not smaller than $1 - \log_2 l$. This implies that we can encode an interval of length l in at most $2 - \log_2 l$ binary digits.

The Elias algorithm uses these observations to assign codewords to source strings. For this purpose we consider the cumulative string probability $Q(x)$ for a string x of length k, where $Q(x)$ is defined as the sum of the string probabilities $P(y)$ over all (length k) strings $y < x$. The interval $I(x) = [Q(x), Q(x)+P(x))$ is a subinterval of $[0, 1)$. These intervals considered for all strings x of a fixed length k are disjoint and completely subdivide the interval $[0, 1)$. To each of these intervals we can assign, say, the largest binary interval $[b, b+2^{-m})$ that fits in $I(x)$. A simpler selection that works is the following one: first set $m = \lceil 1 - \log_2 P(x) \rceil$ and then $b = 2^{-m} \lceil 2^m Q(x) \rceil$. Here $\lceil x \rceil$ denotes the rounding upwards, i.e. rounding to the smallest integer not less than x. Note that b is the upwards rounded version of $Q(x)$ in m binary digits precise. Now we choose these digits $b_1 b_2 \dots b_m$ as the codeword for x.

Since there is such a strong relation between the number b and the binary string $b_1b_2...b_m$ we shall use the symbol b to denote either of those. In particular, we will talk about the binary interval $J(b_1b_2..b_m) = [b, b+2^{-m})$ as the interval $J(b)$, where b can be interpreted as the string $b_1b_2...b_m$ or the number b being the lowerbound of the interval.

Using the two observations given above, we can show that the expected codeword length is never more that two symbols longer than the string entropy and thus the per letter codeword length approaches the source entropy arbitrarily close as k, the source string length, becomes large.

So now we know how, by computing the string probability $P(x)$ and the cumulative string probability $Q(x)$, we can find a codeword $b_1b_2...b_m$ for x. The next part of the algorithm is the solution to the problem of how to compute the $P(x)$ and $Q(x)$ efficiently for long strings. Elias found the following two recursive equations:

$P(xu) = P(x)\cdot P(u)$,

this is the well-known chain rule, and

$Q(xu) = Q(x) + P(x)\cdot Q(u)$

where $Q(u)$ is the cumulative probability over one symbol.

In this u is a single source letter and xu denotes the appending of a symbol u to the string x. Because we know the source probabilities $P(u)$ we can tabulate $P(u)$ and $Q(u)$, and so, for every new symbol u, we need to compute the above two quantities. To start the recursion we define the probability of the empty string to be one and the cumulative probability of the empty string to be zero. From these two recursions it is also clear that an arithmetic precision problem will occur. In the recursion for $P(x)$ we see that even if all letter probabilities can be described with a limited precision, then, due to the multiplication, $P(x)$ requires at every step a higher precision resulting quickly in either in a very complex implementation or in decoding errors. So, this algorithm in the present form cannot be used to produce stream codes.

Now since the problem arises from the multiplication in the $P(x)$ recursion, the solution should be to limit the precision by approximating the product $P(x)\cdot P(u)$. Pasco [7] studied the situation where this product is computed with a fixed precision, i.e. with a fixed number of digits in the mantissa, assuming a "floating point" number representation. He found that if the multiplication is performed with k binary digits precise arithmetic, and rounded down then the scheme remains decodable and the increase in coderate is small. e.g. if $k = 8$ then the rate increase is not more than 0.01 bit and with $k = 16$ the increase is upperbounded by 0.00004 bit per source letter.

It is still valid to consider the approximated string probabilities P and the cumulative string probabilities Q as the length and the lowerbound of a source interval I. The assignment of codewords to source strings thus has not changed. The only change is that the source intervals as computed in Pasco's algorithm do not completely cover the unit interval. There are some gaps. These gaps and the fact that the interval length is only an approximation of the string probability $P(x)$ are the cause of the increase in the coderate.

Partial encoding and decoding of stream codes

Stream codes proces the source output as one large source string. If the encoder had to wait with transmitting the code stream until all symbols are processed a very long coding delay would occur or even worse if the source never stops since then the encoding could never start. Thus it is obvious that encoding and decoding must take place concurrently with the generation of the source outputs. For the encoding this can easily be achieved because the encoding formulas are recursive, so for every next symbol we can update the source interval description. But this is not sufficient. The encoder must produce a codestring and parts of this string must also be transmitted during the encoding. The notion of the shrinking interval helps in this aspect.

Consider the interval for some finite prefix of the complete source string. In order to simplify the discussion we introduce the following notation for a symbol string; we write x^k for the string $x_1x_2...x_k$ of length k, and x^* denotes the complete source string. So for every k we consider x^k as a prefix of x^*. Now assume that the source already generated k source symbols x^k, then the encoder contains the representation of the source interval $I(x^k)$. Due to the recursive description we know that $I(x^*)$ is included in $I(x^k)$, or $I(x^k)$ finally shrinks to $I(x^*)$. Now let b^* be the codeword for x^*, then the binary interval $J(b^*)$ is included in $I(x^*)$ by definition and it is also included in $I(x^k)$ because $I(x^*)$ is included in $I(x^k)$. Also, let a^l be a binary string such that the corresponding binary interval $J(a^l)$ includes the source interval $I(x^k)$, then $J(a^l)$ also includes $J(b^*)$ and this means that a^l is a prefix of b^*. Denote the smallest binary interval that includes $I(x^k)$ by $J(b^m)$ then b^m is the largest prefix of b^* that can be determined without ambiguity from x^k. This means that b^m can be transmitted to the receiver. In this way we can transmit part of the codeword during the encoding process. Actually, this doesn't solve the coding delay problem completely. The reason is that, in some rare cases, the interval contain numbers that differ in many digits.

Let the interval $I(x^k)$ be $[a, b)$ and let $l = \lceil 1-\log_2 b-a \rceil$. Suppose that $I(x^k)$ contains the numbers $\alpha = \Sigma_{i=1}^{j} \alpha_i 2^{-i} + 2^{-j-1}$ and $\beta = \alpha - 2^{-l}$, $j < l$. See figure 8. Now we can not determine the value of the $j+1^{th}$ symbol until the interval I has shrunken to either $I \subset [a, \alpha)$, resulting in a "0" for the $j+1^{th}$ symbol, or $I \subset [\alpha, b)$, resulting in a "1".

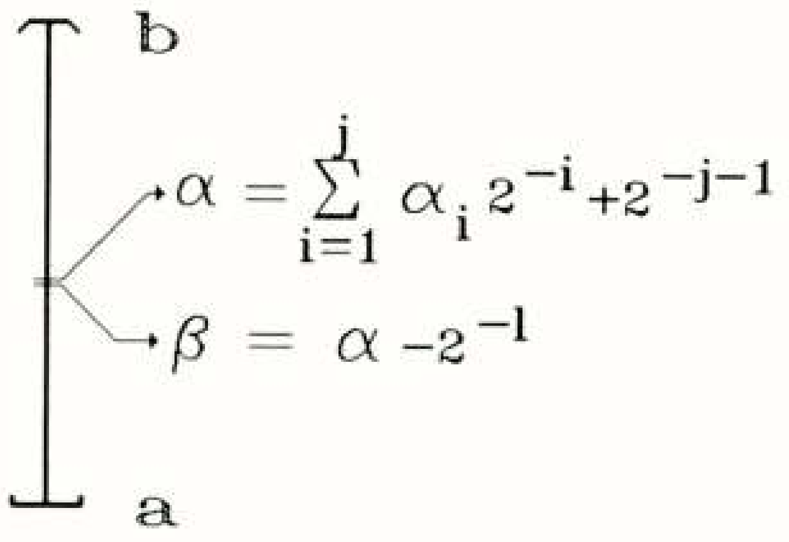


Figure 8.

Thus we must retain these $l - j$ symbols and this increases the precision requirements and the delay. A solution to this problem is known as the carry blocking technique. See [14] for a treatment of this technique or [15] for another solution.

Now we consider the decoding into source symbols of the received codeword prefix. As said before, the decoder simulates the encoder. Because the source intervals are generated in a recursive way, it is again possible to decode every next symbol, given the already decoded prefix of the source message or more precise, the source interval belonging to this prefix, and a prefix of the code string. Suppose that at a certain moment the received code string prefix is b^m. This string b^m defines the binary interval $J(b^m)$ and we know that the final binary interval $J(b^*)$ lies completely in $J(b^m)$. So, if we have a source interval $I(x)$ such that it includes $J(b^m)$ then x is a prefix of the actual source string x^*. Now, after receiving b^m, let x^k be the longest source string such that it's interval encloses $J(b^m)$. So, x^k is the largest prefix that we can decode from the received code symbols. Now assume we receive the next code symbol b_{m+1}. The binary interval shrinks to $J(b^{m+1})$ and we check with the two recursions whether we can find a next symbol x_{k+1} such that the new source interval $I(x^{k+1})$ includes $J(b^{m+1})$, thus decoding the next source symbol. This need not be possible, in which case we need more code symbols, and it is also possible that more than one source symbol is decodable. The decoder tries to decode as many symbols as is possible given the received code symbol.

Conclusion

The source coding problem was defined as the problem of finding the most compact representation of a source output- or data sequence. The algorithms presented here were intended to show some solutions to this problem, but also we gave some attention to a problem of a more practical nature, nl. the complexity of a coding scheme in terms of storage requirements and the computational complexity.

There is a third problem arising from the "real world" and this can be expressed as: "I do know how to design a coding scheme for a given source, but I don't know what source produced the data I have here.". There is a growing body of literature that addresses this problem known as the "Universal Source Coding Problem", see [16] for an early treatment. The theory developed for this problem is already very advanced and several implementable coding schemes are presented. However a final answer has not yet been found.

One can discriminate between two more or less different approaches, the universal coding schemes, see [17], [18], [19], and [20], and the source matching or modelling approach, see [21], [22], and [23]. In the universal codes approach one searches for codes that perform well for many different sources. It is a surprising result from this theory that such codes do exist! In the source matching approach one tries to estimate the source and it's symbol probabilities. This is where the arithmetic codes come in play since they are so easily adaptable to varying letter probabilities.

Resuming one might say that the theory on data compression, of which this paper is a very incomplete exposure, is well developed and already results in implementable and efficient coding schemes.

References

[0] C.E. Shannon, A mathematical theory of communication. *BSTJ* 27, 1948.

[1] R.G. Gallager, *Information Theory and Reliable Communication*. New York: Wiley, 1968.

[2] D.A. Huffman, A method for the construction of minimum- redundancy codes. *Proc IRE* 40, 1952.

[3] B.P. Tunstall, *Synthesis of noiseless compression codes*. Ph.D. thesis, Georgia Inst Tech., Atlanta, GA, 1967.

[4] F. Jelinek and K.S. Schneider, On variable-length-to-block coding. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-18, 1972.

[5] F. Jelinek, *Probabilistic Information Theory*. New York: McGraw-Hill, 1968.

[6] J.J. Rissanen, Generalized Kraft inequality and arithmetic coding. *IBM. J. Res. Develop.* 20, 1976.

[7] R.C. Pasco, *Source coding algorithms for fast data compression*. Ph.D. thesis, Stanford Univ., CA, 1976.

[8] A.M. Garsia and M.L. Wachs, A new algorithm for minimum cost binary trees. *SIAM J. Comput.*, 6, 1977.

[9] J. van Leeuwen, On the construction of Huffman trees. *Proc.* 3rd *Int. Colloc. Autom. Lang. Progr.*, Edinburgh, 1976.

[10] J. Verhoeff, A new data compression technique. *Ann. Syst. Res.*, 6, 1977.

[11] J.P.M. Schalkwijk, F. Antonio and R. Petry, An efficient algorithm for data reduction. *Proc Hawaii Int. Conf. Syst. Sc.*, 1972.

[12] J.P.M. Schalkwijk, On Petry's extension of a source coding algorithm. *Proc.* 2nd *Symp. Inform. Theory Benelux*, 1981.

[13] Tj.J. Tjalkens and F.M.J. Willems, Variable to fixed-length codes for Markov sources. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-33, 1987.

[14] Tj.J. Tjalkens, *Efficient and fast data compression codes for discrete sources with memory*. Ph.D. thesis, Eindhoven Univ. Tech., 1987.

[15] F. Rubin, Arithmetic stream coding using fixed precision registers. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-25, 1979.

[16] L.D. Davisson, Universal noiseless coding. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-19, 1973.

[17] P. Elias, Universal codewordsets and representation of the integers. *IEEE Trans Inform. Theory*, IT-21, 1975.

[18] P. Elias, Interval and recency-rank source coding: Two on-line adaptive variable-length schemes. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-33, 1987.

[19] F.M.J. Willems, Repetition times and universal data compression. *Proc.* 7th *Symp. Inform. Theory Benelux*, 1986.

[20] J. Ziv and A. Lempel, Compression of individual sequences via variable rate coding. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-24, 1978.

[21] L.D. Davisson and A. Leon-Garcia, A source matching approach to finding minimax codes. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-26, 1980.

[22] J.J. Rissanen and G.G. Langdon Jr., Universal modelling and coding. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-27, 1981.

[23] J.J. Rissanen, Universal coding, information, prediction and estimation. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-30, 1984.

Voordracht gehouden tijdens de 351e werkvergadering.

DIGITAL MEASUREMENTS IN HIGH INTERFERENCE SURROUNDINGS

P.C.T. van der Laan, E.J.M. van Heesch, A.P.J. van Deursen
High-Voltage Group, Eindhoven University of Technology

A concept is described which allows correct operation of sensitive electronic equipment, such as digital measuring instruments in situations with a high interference level. Generally accepted incorrect ideas about potentials and grounding are to be replaced by a concept of closed current loops. Systems based on this concept can be designed to have excellent EMC qualities. Differentiating sensors at the end of terminated coaxial cables are useful to reduce interference. Several systems were applied successfully in hostile high-voltage environments. A few examples of measurements are shown.

I. Introduction

Excellent general purpose registration equipment exists nowadays based on digital techniques. The quality and capability of the equipment are still improving at a high pace. However, problems caused by inadequate Electro Magnetic Compatibility (EMC) of this equipment are common in research areas such as power engineering and lightning studies.

In situations where large currents or high dI/dt occur, distributed magnetic fluxes cause $\oint \vec{E}.d\vec{l}$ to be different from zero. Introduction of "potentials" is then meaningless. Kirchhoff's second law fails, the sum of voltages in a loop is not zero. One has to rely on two more general laws which are always obeyed.

- The sum of all currents, displacement and conducted, converging to any point is zero and,
- for any closed loop $\oint \vec{E}.d\vec{l} = d\Phi/dt$, where Φ is the magnetic flux enclosed by the loop.

Grounding should now be considered as establishing carefully designed currents loops, with due attention to the current flow. Ground is never a source or dump of current. An equipotential plane or of "zero potential" does not exist (van der Laan et al. 1987). A point of reference (1) is of little help in establishing the voltage at another point (2) when the voltage difference $-\int_1^2 \vec{E}.d\vec{l}$ depends on the physical path from point 1 to 2.

In high-voltage research and testing and in many other areas as plasma physics, pulsed power and gas insulated substations (GIS), severe interference often coincides with the fast phenomena that are to be observed. A carefully designed layout of the measuring setup is needed to protect equipment and measurements, in particular when digital apparatus is used. In other words, the EMC qualities of the system must be of a high standard. The techniques described here are quite simple; they can easily be adapted to other less demanding setups.

The design of such a system should be primarily based on a clear separation between the digital and the high voltage parts of the circuit. With an adequate barrier between the two, one has the advantage to be free to choose any state-of-the-art digital apparatus.

Proper EMC measures, based on layout of current paths, the use of ordinary coaxial signal cables and differentiating sensors lead to a system in which any digital electronics can be used without interference problems caused by disturbance of eg. high voltage phenomena.

II. Measuring system

Considering the combination of victim (A/D convertor or computer), source of interference (eg. high voltage circuitry) and interconnecting signal cable one can distinguish three types of interference which may reach the victim:

1. EM fields from the source influencing the victim directly.
2. Interference currents via leads to the victim.
3. Interference which has leaked into sensor or cable arriving at the victim disguised as signal voltage.

1. Fields directly from the source.

In severe cases, when high intensity EM waves of sufficiently high frequency are radiated directly from the source to the victim, a completely closed shielding around the victim might be necessary. In most cases however, no complete shielding or only little shielding is needed. Usually the distance from source to victim is sufficiently large and moreover, the apparatus proper is only a relatively small antenna.

2. Interference currents via leads.

Leads (signal, mains power, grounding) act as large antennas. (see Fig. 1) They may carry large currents, usually in the form of common mode currents. However, all currents arriving at the victim must also leave it. The currents present a danger when they couple interference voltages into the victim through a "transfer impedance" for instance of the housing. A solution as depicted in Fig. 2 strongly reduces the transfer impedance.

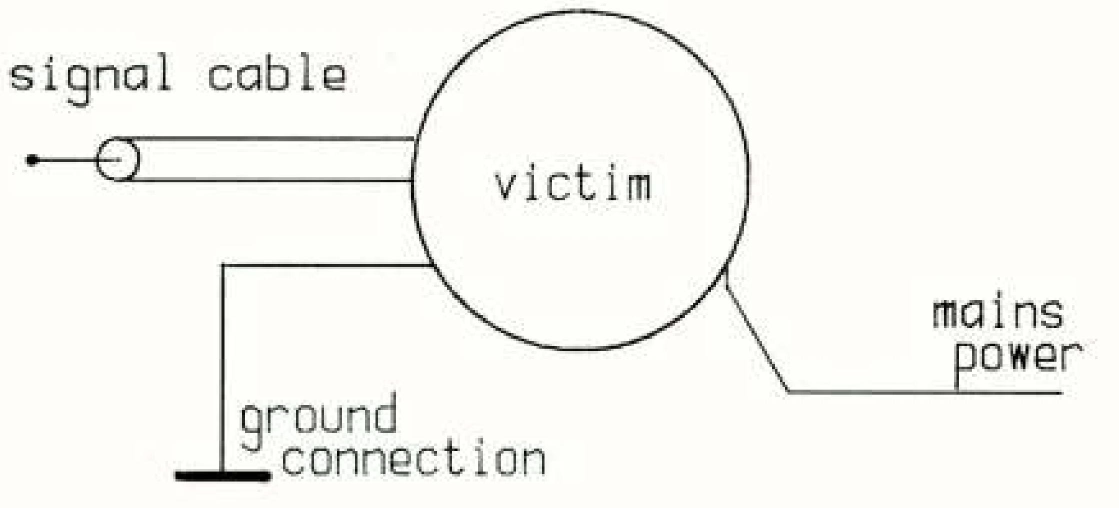


Fig. 1. Leads acting as large antennas.

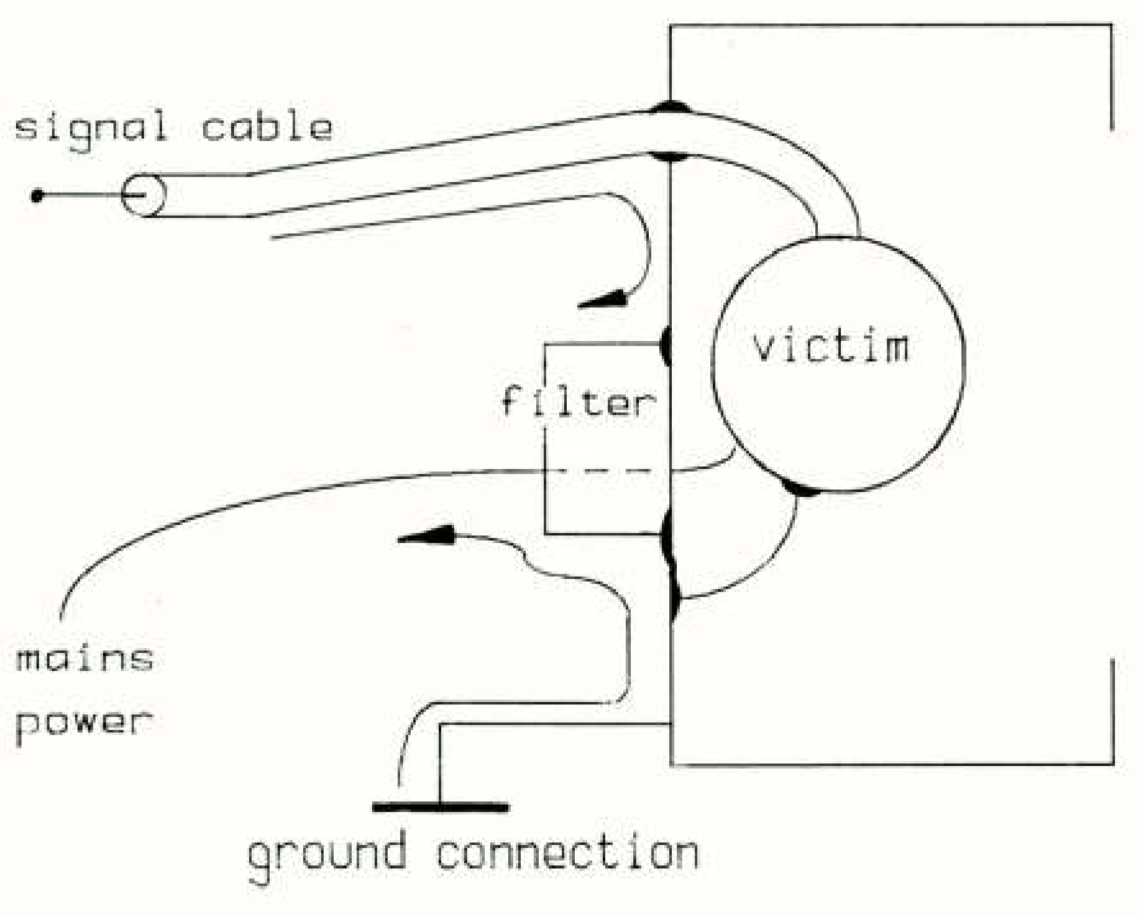


Fig. 2. Diverting the interference currents. Note that all leads carry a current to or from the rack. The ground does not provide a potential reference but is essentially a current path.

Interference currents are diverted before reaching the victim. The rear-panel of the instrument rack housing the victim, serves this purpose. As this panel is a large continuous sheet of metal, the current density and its associated flux is low. The panel enables a free exchange of currents and protects the victim. Side walls are firmly attached to the rear panel to form a single conducting sheet of metal. The diluted current density in the side walls is then small; the front end of the rack can often be left open.

Most commercial rack systems are beautifully finished in different colors by applying insulating paint on all parts before assembly. This strongly reduces their EMC performance compared to what could be obtained with the same amount of metal and effort.

3. Interference voltage disguised as a signal voltage.

Interference currents, I_{if}, flowing over the braid of the signal cable cause a quasi signal voltage, V_{if}, to appear at the terminated end of the measuring cable, even when the cable is shorted at the input end (see Fig. 3). The generation of a differential mode voltage by a common mode current is described by the transfer impedance Z_t defined as V_{if}/I_{if}. The signal transfer process results a.o. from imperfections of the braid of the cable. The transfer impedance usually increases at high frequency and may have values (per meter length) from the milli-ohm range to several ohms.

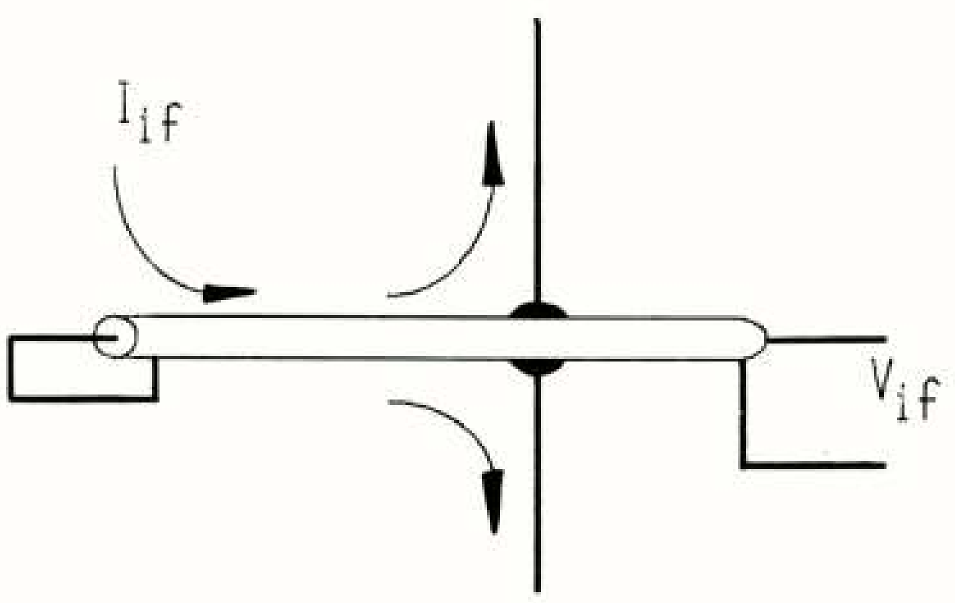


Fig. 3. Transferimpedance of a coaxial cable.

The cure for this type of interference can be:

- Use copper tubing around the coaxial cable, to divert the interference current from the braid to the tube. Less drastic is the use of a coaxial cable with improved tranfer impedance as can be obtained by a continuous outer conductor, e.g. a foil, or mu-metal screens. The disadvantages are increased costs, lack of flexibility and large cable diameters. The entire system of signal transport has to be treated.

- Transport the signals at higher amplitude. This solution is implemented in a special high voltage digitizer made by the Haefely company (signal level

1.6 kV). This solution is less attractive because the digitizer can only accept high input levels and has to have a kV input divider; it leaves one with a non-flexible system taylored to special standardized test-situations only. The performance still depends on the integrity of the cabinet and the lay-out of all leads connected to it.

- A solution that is attractive to our opinion is to transport differentiated signals that are recovered by integration at the measuring rack. This so called DI-system (DI : differentiating-integrating) has received special attention during many years at the EUT high-voltage laboratory. Integration occurs at the receiving end of the coaxial cable, inside the measuring rack at the spot where the cable is attached to the rack. The advantage is that interference superimposed on the differentiated signal is reduced by a factor proportional to the frequency.
  At the same time integration restores the original waveform of the signal. This process is comparable to the pre- and de-emphasis noise reduction system for FM-broadcast or the correction system (eg. RIAA) for record players. The differentiated signal needed here can be obtained elegantly and in a most straightforward manner from a capacitive pick-up electrode (voltage signal) or from an inductive pick-up loop such as a Rogowski coil (current signal). Both sensors are simple, cost effective and linear and can be designed to have a large bandwidth. The only high-voltage component is the pick-up electrode.

III. Application of the DI-system

Using the concept of the DI-system we have done or are preparing measurements in high-voltage situations such as simulated and natural lightning currents (van Deursen et al. 1988), GIS substations (van Heesch et al. 1987), impulse high voltage generators and in an experimental GIS setup. The rack that is used for the measurements is designed according to the principles described in sections I and II. Figure 4 shows some important details:

- a continuous rear panel to which all leads are connected
- an open front end of the rack for easy access for personnel
- a signal integrator with first of all a passive integrator section to correctly handle steep transients
- optionally an active integrator section, that forms a wide band integrator in combination with the passive section
- a mains power filter well bonded to the rear panel
- a 50 ohm cable termination, directly at the rear panel
- digital signal capture and storage

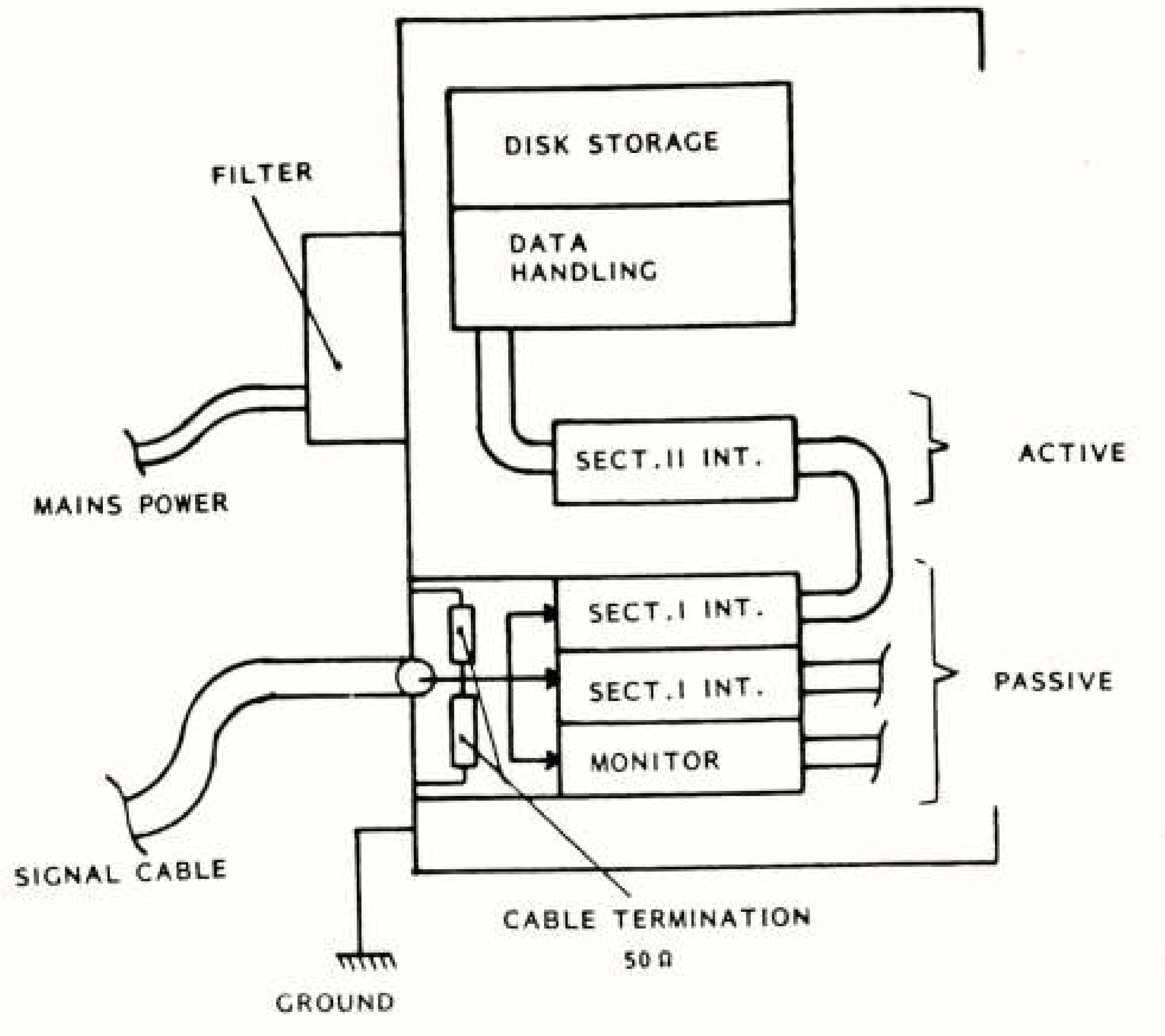


Fig. 4. Layout of the system for signal recovery and data aquisition.

Important additional details of the rack are:

- the braid of the signal cables is firmly connected to the rear panel all around its circumference.
- the cable termination is mounted in a star-like configuration at the inside wall of the panel to decrease the magnetic coupling between the currents passing through these resistors and the interior
- a passive integrator in a separate box with a star-mounted capacitor to avoid coupling

Fig. 5 gives an example of a simplified circuit diagram of the DI-system. It shows the current sensor that directly can be exchanged with the voltage sensor C_h . The resistance R_d is the cable termination and the passive integrator consists of R_1 and C_1. Several integrators can be connected in parallel to serve different duties.

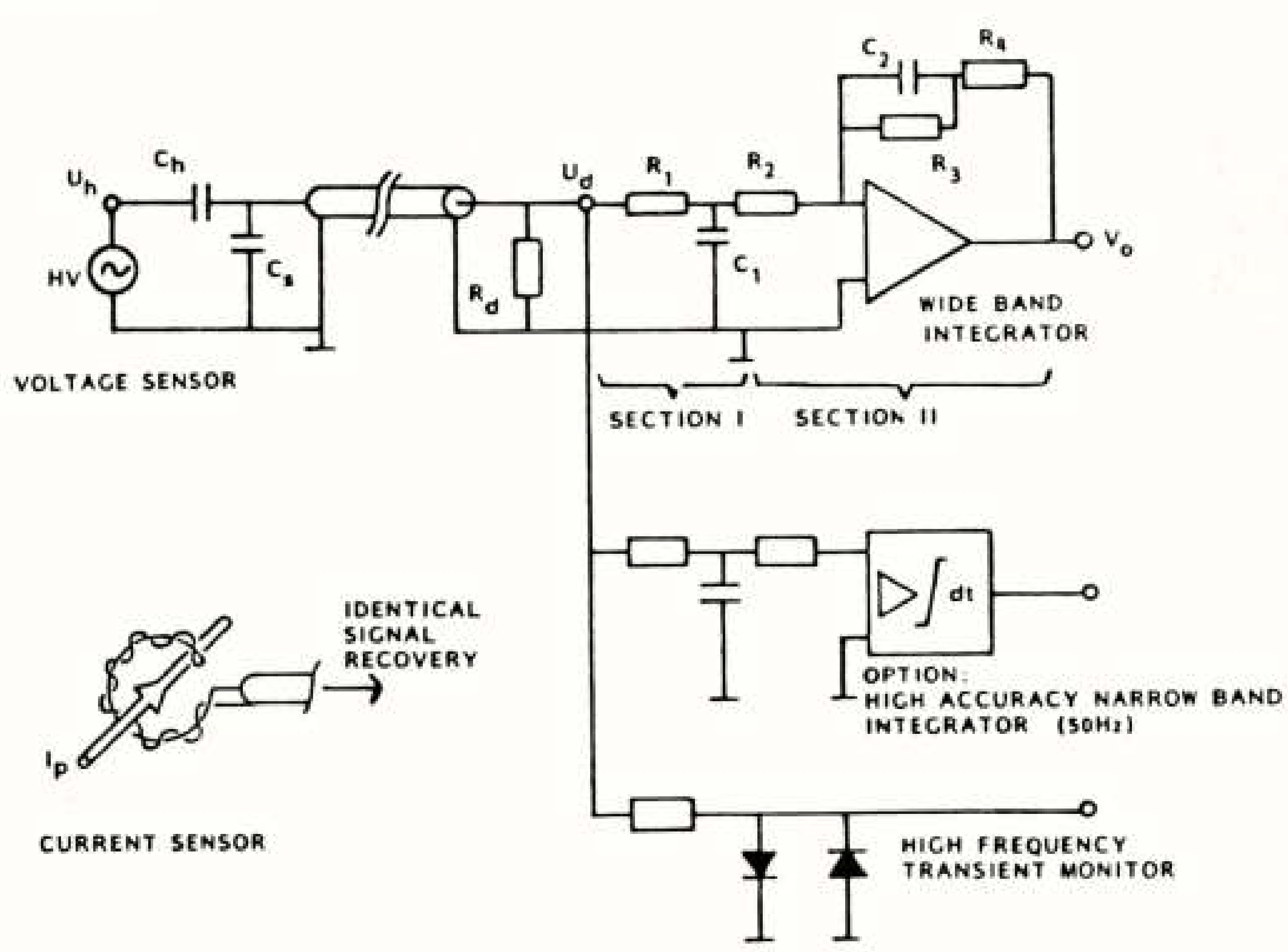


Fig. 5. Basic diagram of sensors and signal recovery.

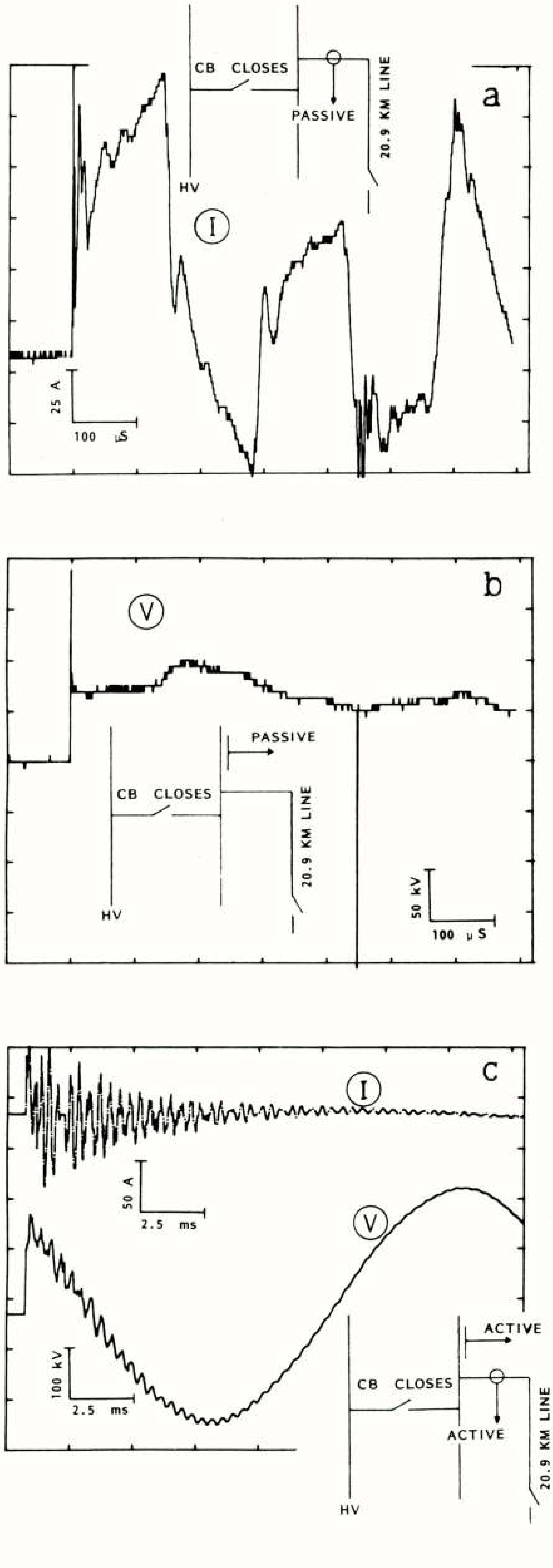


Fig. 6. Line current and voltage on a GIS busbar leading to a 150 kV, 20.9 km open ended line, when this isolated system is connected by a circuit breaker (CB) to the 150 kV grid.

a. Current detected via passive integrator

b. Voltage detected via passive integrator

c. Current and voltage detected via active integrator.

An example of measurements is shown in Fig. 6. Current and voltage were recorded in a 150 kV GIS substation during energization of a 20.9 km overhead line. The inserts at the plots give the actual switching situation. The top and middle trace are the current and voltage at a relatively high time resolution and show the line transit time effects. The bottom two traces are recordings at a longer time scale and show part of the 50 Hz power frequency waveform.

IV. Conclusions

Digital measurements can readily be done in hostile environments with high interference levels, fast transients and high voltage. The DI-system allows a flexible - and not EMC critical - choice of state-of-the-art digital apparatus. Simple sensors and coaxial signal cables can be used in conjunction with a carefully designed open front end measuring rack. This measuring concept is based upon a new look at grounding. Disregarding "jumping potentials" we concentrate upon currents and magnetic field coupling.

Acknowledgements

The authors thank Messrs. P.F.M. Gulickx, M.A. van Houten, R.G. Noij and J.N.A.M. van Rooij for their cooperation in the experiments.
Part of the investigations is supported by the Netherlands Technology Foundation (STW).

References

- A.P.J. van Deursen, et al. , Measurement of currents around and in large grounded structures,paper submitted to 19th Int. Conf. on Lightning Protection, Graz, 1988.
- E.J.M. van Heesch, J.N.A.M. van Rooij, R.G. Noij, P.C.T. van der Laan, A new current and voltage measuring system, 5th Int. Symp. on High-Voltage Eng., paper 73.06, Braunschweig, 1987.
- P.C.T. van der Laan, M.A. van Houten, A.P.J. van Deursen, Grounding Philosophy, proc. 7th Int. Symp. EMC, p. 567, Zurich, 1987.

Voordracht gehouden tijdens de 355e werkvergadering.

FREQUENCY MANAGEMENT EN EMC

Ir. C.T.W. v. Diepenbeek
PTT, Radiocontroledienst

Frequency Management and EMC.
This article describes some of the methods used by frequency management authorities to achieve Electromagnetic Compatibility in the use of the radiospectrum. The allocation principles are described, and some examples are given how technical criteria are used to solve EMC problems. The problem caused by radio-interference and lack of immunity are touched on.
Finally an evaluation of the EMC situation in the spectrum management is given by presenting the number of complaints of citizens living in the environment of radiowaves.

1. Inleiding

In de voorgaande voordrachten over EMC hebt u slechts zelden gewag horen maken van het radiofrequentie-spectrum.
Toch is het radiofrequentiespectrum (de ether) misschien wel bij uitstek dat medium waarin zich EMC problemen kunnen openbaren. Frequentie-management mag dan ook naar mijn mening erkend worden als een van de oudste methoden tot bevordering van elektromagnetische compatibiliteit.
Ik zal in mijn voordracht dan ook ingaan op de in het werkveld frequentie-management gehanteerde methoden voor EMC.

2. Het frequentiemanagement in Nederland

Alvorens dit te doen dien ik u die instantie in Nederland welke zich, via frequentie-management, met de EMC-problematiek bezig houdt, voor te stellen: de Radiocontroledienst (RCD) van de PTT.
De RCD heeft tot taak een efficiënt gebruik van de ether te bevorderen via de ordening van het radiogebruik, via de preventie van radiostoringen en via het bevorderen van immuniteit.
Deze taakstelling is vastgelegd sedert de uitvaardiging van het Koninklijk Besluit ter regeling van de ongestoorde uitvoering Radiodiensten uit 1938 en wordt thans uitgeoefend met als formele basis de ministeriële regeling etherbeheer uit 1983.
In de laatste regeling is vastgelegd dat de RCD optreedt als centraal coördinerende instantie voor de zg. "deelbeheerders" en zelf deelbeherend is voor niet openbaar publieksgericht radiogebruik (b.v. gesloten mobilofoonnetten, radiozendamateurs en lokale oproepsystemen).
Als deelbeheerders zijn in de regeling van 1983 aangewezen die overheidsinstanties welke t.b.v. de aan hen opgelegde taken grootgebruiker van het frequentiespectrum zijn.
Naast de RCD bestaan de volgende deelbeheerders:
- de PTT, t.b.v. de infrastructuur op het gebied van telecommunicatie en openbare verbindingen b.v. autotelefoon, omroep, straal- en satellietverbindingen.
- de Rijksluchtvaartdienst
- de Politieverbindingsdienst
- Het ministerie van Defensie.

Uit het bovenstaande is, bij de thans plaatsvindende verzelfstandigingsoperatie van de PTT, geconcludeerd dat de taken welke de RCD uitoefent in de toekomst ingevuld moeten worden door een nieuw te creëren afdeling Regelingen en Vergunningen voor Post en Telecommunicatie (RVPT) bij het Ministerie van Verkeer en Waterstaat.

3. De EMC-matrix

De in paragraaf 2 gememoreerde taakstelling van de RCD kan ook in een "meer technisch" uitziende figuur gegegeven worden, welke ik gemakshalve de EMC-matrix zal noemen (figuur 1). In de linker verticale kolom zijn de storingveroorzakers vermeld; dit kunnen zijn zenders, (Tx), ontvangers

(Rx) of allerlei andere electronische apparaten welke niet de intentie hebben te zenden, maar dit wel doen als ongewenst kenmerk ($\overline{Tx}$, $\overline{Rx}$). Voorbeelden van dit laatste zijn huishoudelijke apparaten of computers.
In de bovenste horizontale kolom verschijnt deze tweedeling in apparatuur opnieuw. Binnen de verdere velden van de matrix verschijnen dan titels van de EMC-werkvelden welke ik verderop zal behandelen.
De stip indiceert dat in dat werkveld geen direkte taak van de RCD aan te geven is. Hier is sprake van

passief / aktief	Tx, Rx	$\overline{Tx}$, $\overline{Rx}$
Tx, Rx	"Spectrum Management"	"Immuniteit"
$\overline{Tx}$, $\overline{Rx}$	EG-richtlijnen	•

figuur 1: De EMC-matrix

beïnvloeding van niet zend/ontvangsystemen door niet zend/ontvangsystemen. De wettelijke taakstelling van de RCD voorziet niet in dit werkveld. Overigens zal het wel duidelijk zijn dat een sterke indirekte relatie bestaat. Beperking van ongewenste uitstralingen door apparatuur en een hoge immuniteit voor straling zijn samen een zeer goede EMC-maatregel. Tenslotte: enige voorgaande sprekers hebben zich uitdrukkelijk op dit werkveld geconcentreerd. Gezien de belangstelling voor deze EMC-dag en de reeds gehouden voordrachten mag ik concluderen dat juist dit werkveld terecht een "stipnotering" heeft en dat ook de overheid hier in de toekomst aandacht aan zal moeten besteden.

4. Spectrum Management

4.1 Allocaties

Het belangrijkste document voor de spectrummanager is misschien wel de "International Radio Regulations".
Deze "Radio Regulations" zijn overeengekomen in conferenties van de Internationale Telecommunicatie Unie een orgaan gelieerd met de Verenigde Naties.

MHz
144 – 150.05

<table>
<tr><th colspan="3">Allocation to Services</th></tr>
<tr><th>Region 1</th><th>Region 2</th><th>region 3</th></tr>
<tr><td>144 – 146</td><td colspan="2">AMATEUR 510
AMATEUR-SATELLITE
605 606</td></tr>
<tr><td rowspan="2">146 – 149.9
FIXED
MOBILE except
aeronautical mobile (R)
608</td><td>146 – 148
AMATEUR
607</td><td>146 – 148
AMATEUR
FIXED
MOBILE
607</td></tr>
<tr><td colspan="2">148 – 149.9
FIXED
MOBILE
608</td></tr>
<tr><td>149.9 – 150.05</td><td colspan="2">RADIONAVIGATION-SATELLITE
609</td></tr>
</table>

605 *Additional allocation:* in Singapore, the band 144 – 145 MHz is also allocated to the fixed and mobile services on a primary basis. Such use is limited to systems in operation on or before 1 January 1980, which in any case shall cease by 31 December 1995.

606 *Additional allocation:* in China, the band 144 – 146 MHz is also allocated to the aeronautical mobile (OR) service on a secondary basis.

figuur 2

MHz
174 – 235

<table>
<tr><th colspan="3">Allocation to Services</th></tr>
<tr><th>Region 1</th><th>Region 2</th><th>region 3</th></tr>
<tr><td rowspan="3">174 – 223
BROADCASTING
621 623 628 629</td><td>174 – 216
BROADCASTING
Fixed
Mobile
620</td><td rowspan="3">174 – 223
FIXED
MOBILE
BROADCASTING
619 624 625 626 630</td></tr>
<tr><td>216 – 220
FIXED
MARITIME MOBILE
Radiolocation 627</td></tr>
<tr><td rowspan="2">220 – 225
AMATEUR
FIXED
MOBILE
Radiolocation 627</td></tr>
<tr><td rowspan="2">223 – 230
BROADCASTING
Fixed
Mobile
622 628 629 631
632 633 634 635</td><td rowspan="2">223 – 230
FIXED
MOBILE
BROADCASTING
AERONAUTICAL RADIONAVIGATION
Radiolocation
636 637</td></tr>
<tr><td rowspan="2">225 – 235
FIXED
MOBILE</td></tr>
<tr><td>230 – 235
FIXED
MOBILE
629 632 633
634 635 638 639</td><td>230 – 235
FIXED
MOBILE
AERONAUTICAL RADIONAVIGATION
637</td></tr>
</table>

figuur 3

In artikel 8 van deze Radio Regulations is de verdeling gegeven van het frequentiespectrum tussen 9 kHz en 400 GHz naar de diverse diensten. Met diensten wordt het gebruik voor een bepaalde toepassing bedoeld, b.v. omroep, mobiel of radio-astronomie. Figuren 2 en 3 zijn voorbeelden van de zogenaamde allocaties naar de diensten.
Allereerst valt op dat er sprake is van 3 regio's nl. regio 1, (Europa + USSR en Afrika), regio 2 (Noord en Zuid Amerika) en Regio 3 (Zuid-Oost Azië, Australië en Oceanië).
In sommige gevallen b.v. de band 144-146 MHz en 149,9-150,05 is er sprake van een wereldwijde toepassing, in andere gevallen is er geen overeenstemming tussen de regio's.
Jammer genoeg moet geconstateerd worden dat wereldwijde allocaties steeds moeilijker te bereiken worden, waardoor EMC problemen, gebaseerd op verschillen in frequentiegebruik toenemen.
Figuur 3 karakteriseert, naast de verdeelheid tussen de regio's ook nog verdeeldheid binnen de regio's. De in hoofdletters gedrukte diensten zijn zogenaamde primaire diensten, de in kleine letters gedrukte noemen we secundaire diensten. Secundaire diensten mogen geen storingen veroorzaken aan primaire diensten en moeten van deze storingen accepteren.
In figuur 2 en 3 zijn verder nog vele voetnoten te herkennen, welke vaak nog nationale uitzonderingen betekenen op de vastgestelde regels (b.v. voetnoot 606 in figuur 2).
De frequentietabel uit de Radio Regulations is zoals uit bovenstaande moge blijken reeds nu ingewikkeld en zal vermoedelijk nog gecompliceerder worden in de toekomst. Het blijkt namelijk dat steeds vaker gedacht wordt aan toewijzing van frequenties voor bepaalde systemen i.p.v. bepaalde doelen. Steeds vaker worden geweldige investeringen gepleegd in systemen welke een bepaalde band toegewezen hebben gekregen. Als voorbeeld kan de toekomstige Europese Autotelefoon gelden in de banden 890-915 MHz en 935-960 MHz. Een ander karakteristiek voorbeeld is de "Radiodetermination Satellite Service".

MHz
1 559 – 1 626.5

Allocation to Services		
Region 1	Region 2	region 3
1 610 – 1 626.5 AERONAUTICAL RADIONAVIGATION 734A 734E 734AA 722 727 730 731 732 733 734 734B 726BB 726C 730A 731A	**1 610 – 1 626.5** AERONAUTICAL RADIONAVIGATION RADIODETERMINATION-SATELLITE (Earth-to-space) 734A 734E 722 732 733 734 734D 734C 726BB 726C	**1 610 – 1 626.5** AERONAUTICAL RADIONAVIGATION RADIODETERMINATION-SATELLITE (Earth-to-space) 734A 734E 722 727 730 732 734 734B 726BB 726C

figuur 4

Op de onlangs te Genève gehouden Conferentie voor de mobiele diensten is voor deze dienst een aantal frequentiebanden toegewezen (o.a. 1610-1626.5 MHz, zie figuur 4).
In werkelijkheid hadden echter zeer veel delegaties het gevoel dat frequenties toegewezen werden voor de satellietsystemen GEOSTAR en LOCSTAR. De grote economische consequenties welke gepaard gaan met wijzigingen in de allocaties van art. 8 van de "Radio Regulations" zullen herziening van dit artikel (in 1992 voor de banden tussen 1 en 3 GHz) steeds moeilijker maken en de compatibiliteitskwestie verhogen.

4.2 Compatibiliteitscriteria

Bij het toewijzen van frequentiebanden aan bepaalde diensten zijn vaak criteria aan de orde welke onderlinge storingen van de radiodiensten dienen te voorkomen.
Een drietal situaties kunnen aan de orde komen.

- Meerdere diensten maken gebruik van dezelfde frequentieband.
- Verschillende diensten maken gebruik van aan elkaar grenzende frequentiebanden.
- Er zijn meerdere gebruikers van eenzelfde dienst binnen één frequentieband.

Van elk van bovengenoemde situaties zal ik u een voorbeeld geven hoe het compatibiliteitsprobleem opgelost is.
Soms is zo'n oplossing in het internationale radioreglement vastgelegd, soms is er een CCIR tekst als aanbeveling en soms zijn er nationale of multilaterale oplossingen.

4.2.1 Twee diensten in een band.

Zoals zoëven gezegd is onlangs in Genève besloten de Radiodetermination Satellite Service (RDSS) te huisvesten in de band 1610-1626.5 MHz, een band waarin de Aeronautische Radionavigatie reeds woonachtig was (zie figuur 4).
Dit besluit van de ITU ging gepaard met het opnemen van technische criteria waaraan de toegevoegde dienst moet voldoen. Deze luiden als volgt:

Compatibiliteit RDSS:

- The equivalent isotropically radiated power (e.i.r.p.) transmitted in any direction by an earth station in the radiodetermination-satellite service in the band 1 610-1 626.5 MHz shall not exceed -3 dBW in any 4 kHz band;

- Power Flux-density limits between 2500 MHz and 2690 MHz:

- The power flux-density at the Earth's surface produced by emissions from a space station in the broadcasting-satellite service or, the fixed-satellite service or the radiodetermination-satellite service for all conditions and for all methods of modulation shall not exceed the following values:

  - 152 dB(W/m^2) in any 4 kHz band for angles of arrival between 0 and 5 degrees above the horizontal plane;
  - 152 + 0.75 (δ - 5)dB(W/m^2) in any 4 kHz band for angles of arrival δ (in degrees) between 5 and 25 degrees above the horizontal plane;
  - 137 dB (W/m^2) in any 4 kHz band for angles of arrival between 25 and 90 degrees above the horizontal plane.

4.2.2 Diensten in aangrenzende banden.

In 1979 werd in ITU kringen besloten dat de frequentieband 87,5-108 MHz voor omroep beschikbaar zou zijn. Hiermee werd de situatie gecreëerd dat de omroepband direkt aangrenzend werd aan de band 108-117,975 MHz welke toegewezen is aan de aeronautische radionavigatie. In deze band bevinden zich de Instrument Landing Systems en de V.H.F. Omnidirectionele Bakens (ILS en VOR).
Op de conferentie in 1984 welke voor regio 1 het gebruik van de band 87.5-108 MHz moest plannen kwam men tot de conclusie dat compatibiliteitscriteria opgesteld moesten worden, wilde de omroep niet voor ernstige storingen in de ILS-VOR-systemen zorgen. De conferentie heeft bij de planning van de omroep een aantal compatibiliteitscriteria gebruikt en heeft het CCIR verzocht nadere criteria op te stellen teneinde voor de toekomst het compatibiliteitsprobleem te verlichten.
De "interim working party" 8-10/1 van het CCIR heeft in report 929 de volgende criteria vastgesteld.

two signal case –

$$2\left[N_1 - 20\log\frac{\max(0,4;\ 108,1 - f1)}{0,4}\right] + N2 - 20\log\frac{\max(0,4;\ 108,1 - f2)}{0,4} \leq -78\text{dB}$$

three signal case –

$$N_1 - 20\log\frac{\max(0,4;\ 108,1 - f1)}{0,4} + N_2 - 20\log\frac{\max(0,4;\ 108,1 - f2)}{0,4} + N_3 - 20\log\frac{\max(0,4;\ 108,1 - f3)}{0,4} \leq -84\text{dB}$$

De complexiteit van het probleem kan fraai geïllustreerd worden met het voorbeeld dat een ILS in Beek (Zuid Limburg) in theorie gestoord kan worden door omroepzenders in België, Luxemburg en West Duitsland. Indien de verschillen in frequenties van de omroepzenders ongunstig zijn kan intermodulatie veroorzaakt worden in ILS-VOR ontvangers welke afgestemd zijn op Beek.

4.2.3 Meerdere gebruikers binnen de dienst

In tal van Westeuropese landen, waaronder Nederland, wordt voor de toewijzing van frequenties aan de gebruikers van de landmobiele dienst een netwerkmodel gebruikt (zie figuur 5). Binnen een honingraat (b.v. die met nr. 3 regio Eindhoven), kunnen een aantal frequenties gebruikt worden die ca. 60 km verderop weer herhaald mogen worden (regio Roosendaal en Middelburg). Dit planningsmodel is opgezet onder aanname van een aantal aspekten. Voor de zender zijn deze de modulatie, de kanaalbreedte, het vermogen en bij basisstations de antennehoogte. Voor de ontvanger is dit de gevoeligheid en de Co-channel rejection.
Wanneer voor deze aspekten waarden vastgesteld zijn kan men uit compatibiliteitsoverwegingen de verdere technische eisen welke aan mobilofonie-apparatuur gesteld worden, afleiden.



figuur 5: Netwerkverdeling voor de banden 156-174 en 460-470 MHz (herhalingsafstand 60 km).

De voornaamste zijn, voor de zender: nevenkanaalonderdrukking, de frequentiestabiliteit en de intermodulatieonderdrukking; voor de ontvanger: de selectiviteit, de intermodulatie-onderdrukking en de blokkeringseis.
Jammer genoeg moet echter ook gezegd worden dat in West Europa een grote diversiteit geheerst heeft bij de keuze van de basisaspekten voor de planning. Dit heeft ook geleid tot sterke verschillen in de afgeleide parameters zodat in Europa thans sprake is van een twintigtal verschillende eisenpakketten voor landmobiele apparatuur. In een samenwerkingsverband tussen de CEPT (de Europese PTT'ers) en de Europese Industrie wordt thans geprobeerd dit soort verschillen voor toekomstige generaties landmobiele apparatuur te voorkomen.

4.3 Aantallen zenders

Naast de hiervoor vermelde aspekten welke van invloed zijn op de compatibiliteit, nl. de frequentiewijzingen en de technische criteria, is er een derde faktor welke uiterst relevant is: de hoeveelheid van zendsystemen en de vermogens die door deze worden uitgestraald.
Tabel 1 illustreert aan de hand van een aantal voorbeelden de zenderdichtheid in Nederland met daarbij een indicatie van de veldsterkte welke deze veroorzaken op circa 30 meter afstand.
Bij deze tabel dient opgemerkt te worden dat omroepzenders weliswaar een hoge veldsterkte veroorzaken, maar bij voorkeur op een zo afgelegen mogelijke plaats opgebouwd zijn. Voor de landmobiele zenders, de amateurzenders en de 27 MHz zenders geldt echter dat deze het meest intensief gebruikt worden in de dichtbevolkte gebieden. Hierdoor verkrijgen zij toch een hoge stoorpotentie.

	Aantal	Vermogen	Elektrische veldsterkte
- Omroepzenders	FM 10 AM 6	100 kW 600 kW	73 V/m
- Landmob.	14 404	10 W	0,80 V/m
- Amateurs	13 932	100 W	2,40 V/m
- 27 MHz	66 022	5 W	0,35 V/m

Tabel 1

4.4 Aantallen klachten

Na u in het voorgaande enig inzicht gegeven te hebben in de mogelijkheden en moeilijkheden welke de Radiocontroledienst heeft bij het voorkomen van compatibiliteitsproblemen tussen radiosystemen, is het gewenst nu te komen tot een evaluatie. Dit wil ik met u doen door de simpele methode van het aantal klachten welke de dienst bereiken en welke door ambtenaren van de RCD in behandeling worden genomen, nog steeds zonder daarvoor een vergoeding te vragen.
In het jaar 1986 kwamen bij de RCD ongeveer 2250 klachten binnen over storingen in zend/ontvang-apparatuur door andere zend/ontvangapparatuur. Ruim 1000 klachten werden als niet-ontvankelijk beschouwd aangezien de klacht, op het tijdstip van behandeling verdwenen was of vanwege fouten in de gestoorde apparatuur. Ik wil niet na laten op te merken dat de behandeling van deze "loze" klachten circa Fl. 1000,-- per stuk kosten. Na aftrek van deze loze klachten blijven er dus circa 1200 echte klachten over. Gezien de complexiteit van de materie en de aantallen zenders in ons land meen ik te mogen stellen dat, hoewel iedere klacht er een te veel is, dit toch een tevreden stellend resultaat is.

5. Immuniteit

Terugkerend naar de EMC-matrix van figuur 1 wil ik nu even stil staan bij het verschijnsel dat een of ander elektronisch apparaat, welke eigenlijk geen radiogolven zou moeten ontvangen, dit toch doet. Als voorbeeld moge de stem gelden welke uit het electronisch orgel komt.
Het verschijnsel immuniteit van electronische apparatuur heeft de laatste jaren zeer veel aandacht gehad binnen het CISPR en het CENELEC/CISPR en het is dan ook zeer verheugend dat CENELEC op het punt staat een Europese norm goed te keuren voor immuniteit van audio-visuele apparatuur en soortgelijke apparaten. Desalniettemin blijft een moeilijkheid bestaan nl. tot in welke mate mag men de toepassing van deze norm voorschrijven. Het aanwezig zijn van een minimum aan immuniteit bij audio-visuele apparatuur kan als een kwaliteitseis beschouwd worden welke moeilijk toepasbaar is op alle apparatuur. Hoe immuun moet een kleine portable radio-ontvanger zijn.

De Radiocontroledienst heeft, vanwege dit "kwaliteitsprobleem" een paar jaar geleden gekozen voor een ander principe. Bij de behandeling van klachten worden de RCD-ambtenaren steeds geconfronteerd met de vraag wie nu de veroorzaker was van de klacht. De klager verwijst graag naar de zender welke een te hoge veldsterkte zou veroorzaken, de zendereigenaar verwijst graag naar de gestoorde apparatuur welke een te lage immuniteit zou hebben. Om deze reden is gekozen voor een balans tussen beide, gebaseerd op het volgende principe.
Indien sprake is van professionele apparatuur welke door zenders gestoord wordt moet deze apparatuur bestand zijn tegen een in de omgeving heersende veldsterkte van 3 V/m.
Indien er sprake is van apparatuur welke gebruikt wordt t.b.v. vrije tijdsbesteding moet deze bestand zijn tegen een veldsterkte van 1 V/m.
Afhankelijk van de ter plekke geconstateerde situatie zal de RCD zich kunnen wenden tot een van beide partijen met het verzoek nadere maatregelen te treffen.
Overigens dient opgemerkt te worden dat deze normen slechts als leidraad gebruikt kunnen worden. Immers een omroepzender is van maatschappelijk belang en kan niet eenvoudig uitgeschakeld worden en een mobilofooninstallatie kan van groot economisch belang zijn.
Tenslotte ook voor immuniteit een evaluatie via het vermelden van het aantal klachten.
In 1986 werden na hantering van de norm 3 Volt of 1 Volt per meter 65 klachten gegrond verklaard, zodat daarvoor nadere maatregelen genomen moesten worden.
Hiermee mag geconstateerd worden dat het gemiddelde niveau van immuniteit van audio-visuele apparatuur de laatste jaren snel gestegen is.

6. EG-richtlijnen

Als laatste veld uit de EMC-matrix (figuur 1) nu enige woorden over de storingen veroorzaakt door apparatuur welke geen electromagnetische signalen zou behoren uit te zenden.
Binnen CISPR en CENELEC/CISPR bestaan reeds jarenlang normen voor de ongewenste stoorspanningen en stoorstralingen van allerlei electronische apparatuur. Wereldwijde harmonisatie heeft hier het resultaat gehad dat zeer veel landen de CISPR normen in hun nationale wetgeving hebben opgenomen.
De EG-lidstaten hebben dit gedaan via de EG-richtlijnen welke gebaseerd zijn op de Europese normen van CENELEC/CISPR.

Alvorens de resultaten van de CISPR werkzaamheden te evalueren wil ik even stilstaan bij de problemen die CISPR ervaart bij het vaststellen van de grenswaarden voor de toelaatbare storingen. Om te komen tot een grenswaarde, zodanig dat een radiodienst niet gestoord wordt dienen een groot aantal zeer complexe factoren in beschouwing genomen te worden. Zonder compleet te willen zijn noem ik de volgende:
- de minimum veldsterkte van de radiodienst
- de gewenste protectieverhouding voor een radiodienst
- het karakter van het storend signaal
- de gebouwendemping
- de koppelfactoren tussen stralingen en leidingen
- de minimum afstand tussen de apparaten
- de spreiding in productie

Deze faktoren kunnen alle zeer variabel zijn en derhalve kan men veel statistiek met grote spreidingsfaktoren bedrijven.
Laten we derhalve niet verder ingaan op de theorie maar een evaluatie plegen via de ontvangen klachten. Alvorens u te verwijzen naar tabel 2 wil ik echter nog een opmerking plaatsen. Klachtbehandelingsambtenaren willen de klachten oplossen en vinden vaak weinig gelegenheid exact de oorzaak van de klacht te noteren, b.v. de vraag of de stoorbron nu wel of niet aan de CISPR-eisen voldeed blijft vaak onbeantwoord.

Stoorbronnen/Klachten (1986)

	Aantal Stoorbronnen	Aantal Klachten
- Huish. app.	199	613
- Fluoresc. app.	19	42
- Draagb. gereedschap	5	9
- Computers	28	38
- I.S.M. apparatuur	46	53
- Verbrandingsmotor.	12	20
- Radio & TV app.	15	26

Tabel 2

7. Tenslotte

Ik hoop u via het bovenstaande enig inzicht gegeven te hebben in de methoden welke de RCD gebruikt bij het behandelen van EMC-problemen en in de resultaten welke daarmee bereikt zijn.
Gezien de toenemende complexiteit van de radiowereld blijft ook hier het bereiken van EMC een voortdurende uitdaging.

Voordracht gehouden tijdens de 355e werkvergadering.

PATO

EMC cursus

Het postacademisch technisch onderwijs (PATO) is begonnen in 1982. Al spoedig bleek dat het bedrijfleven behoefte had aan technici die de steeds toenemende problemen op het gebied der elektromagnetische compatibiliteit (EMC) tot een oplossing konden brengen. Onderwijs op universiteit of hogeschool in dit belangrijke vakgebied ontbrak vrijwel geheel, waarbij opgemerkt dient te worden dat Philips een eigen interne cursus had onder de leiding van dr.J.J.Goedbloed. Het PATO heeft daarom destijds het besluit genomen om zelf een EMC cursus te organiseren. De eerste cursus werd gehouden op de Technische Universiteit Eindhoven in november 1984. De belangstelling voor deze cursus was zo groot dat de maximale capaciteit (100 cursisten) ruimschoots werd overschreden. De cursus is daarom in de jaren 1985,1986 en 1987 herhaald met enkele correcties en uitgebreid. De toeloop op deze cursus blijft de capaciteit overschrijden, derhalve staat deze 6-daagse cursus in 1988 opnieuw op het PATO programma. Inmiddels mag worden vastgesteld dat aan de Faculteit Elektrotechniek van de TU Eindhoven in 1987 een EMC college voor TU studenten is aangevangen (Prof. dr.ir.P.C.T.van der Laan).

Dit artikel beoogt zeer beknopt een overzicht te geven van de inhoud van de cursus waarbij de hoofdstukken zullen worden genoemd voorzien van enige steekwoorden en de naam van de docent die in 1987 het betreffende hoofdstuk doceerde.

Inhoud

1. Inleiding (Goedbloed,Philips).
Definities en begrippen. Intra en intersysteem. EM milieu en het functioneren van een systeem hierin. Overzicht EMC vakgebied. Stoorbron-koppelweg- gestoord systeem. Literatuur.

2. Inleiding theorie afscherming en interferentie (de Hoop TUD).
Algemene aspecten EM veld bij EMC, Maxwell theorie en netwerkanalyse.

3. Signaalanalyse (Verkroost TUE).
Fourier reeksen, Fourier transformatie,frequentie en tijd, convolutie.

4. Digitale Elektronica (Lagerberg Philips).
Stoormarges en stoorproductie in digitale systemen. Foutdetectie en correctie.

5. Vermogenselectronica (de Zeeuw TUE).
Omzetters (dc-dc,dc-ac,etc.),vervuiling frequentie spectrum, gevolgen en bestrijding.

6 en 7. Aarding en Afscherming (van der Laan TUE).
Theorie en toepassingen, bezoek hoogspanningslab.

8. EMI eigenschappen van passieve componenten (Goedbloed).
Gedrag componenten,spoelen geleiders,en condensatoren buiten het frequentiegebied waarvoor ontworpen.

9. Netfilters (Regtop).
Inbouw netfilters ter onderdrukking van stoorpulsen en het verhinderen van netvervuiling door het apparaat.

10. EMC problemen bij transmissielijnen (van Etten TUE)
Overspraak, inductie signalen van buitenaf invallende EM velden.

11 en 12. Analyse EMI probleem (Goedbloed).
Modelvorming voor EMI analyse, opbouw model, differentiaal en common mode. LF en HF benadering,gekoppelde bronnen, interferentieniveaux. Rekenvoorbeelden.

13. Niet-lineaire verschijnselen (Maanders).
Niet-lineaire elementen, frequentie spectra, dc shift, frequentie conversie,voorbeelden.

14. Overspraak (Verkroost TUE)
Capacitieve en inductieve overspraak tussen twee systemen. Reductiemogelijkheden.

15. EMC ontwerpen van printplaten (Danker Philips).
Het analyseren en reduceren van EMC problemen bij printplaten.

16. Reductie susceptibiliteit halfgeleiderschakelingen (Goedbloed).

17. Emissiemetingen (van Katz en van Eekelen PTT).
Analyse en metingen van stoorsignalen, methoden, instrumenten.

18. Wettelijke en wenselijke eisen (Goedbloed)

19. Susceptibiliteitsmetingen (Pietersen NLR).
Geleiding en stralingsmetingen, het genereren van geleidings en stralingsstoringen.

20. Systeemopbouw (Schuuring Philips)
EMC problemen bij het samenstellen van verschillende apparaten tot een systeem.

21. Galvanische scheiding (Coenen Philips).
Transformatoren,optocouplers en fiberoptische verbindingen.
Gevoeligheid van de scheiding voor EM stroorbronnen.

22. EMP en Bliksem (Sevat FEL TNO).
EMP = kort durend sterk EM veld opgewekt door nucleaire explosies.

23. Transienten en pulsvormige signalen (van Eekelen PTT).
EMI aspecten van niet sinusvormige signalen bijv. transienten van het lichtnet.

24. Bescherming tegen transienten (Sevat).
Maatregelen en speciale devices voor het onderdrukken van transienten.

IEEE BENELUX SECTIE
NEDERLANDS ELEKTRONICA- EN RADIOGENOOTSCHAP
(353ste werkvergadering)
AFDELING TELECOMMUNICATIE van het KIvI

UITNODIGING

VOOR HET SYMPOSIUM OP WOENSDAG 16 SEPTEMBER 1987
in de Aula van de Technische Universiteit Delft, Mekelweg 1, Delft

THEMA : SILICIUM COMPILATIE

TOELICHTING:
Met de toegenomen behoefte naar ASIC's (Application Specific Integrated Circuits) vooral bij signaalbewerking en regeltechnische toepassingen, staat ook het automatisch genereren van dergelijke chips in de belangstelling. 'Silicon Compilation' is niet meer een exotische liefhebberij van enkele computerfans, maar een belangrijke component van ieder modern IC-ontwerp systeem.

PROGRAMMA:

09.30 - 10.00 uur:	Ontvangst en koffie.
10.00 - 10.40 uur:	**Prof. J. Jess** TU Eindhoven. 'HET SILICIUM COMPILATIE TRAJEKT : EEN OVERZICHT'
10.40 - 11.00 uur:	Koffiepauze.
11.00 - 11.45 uur:	**Ir. J. van Meerbergen** Philips Natuurkundig Laboratorium. VLSI Design Groep. 'CATHEDRAL II / III : SI-COMPILATIE VOOR GESPECIALISEERDE SIGNAALBEWERKINGSCHIPS (resultaten van het Esprit 97 projekt)'.
11.45 - 12.30 uur	**Prof. Dr. M. Rem** TU Eindhoven. Vakgroep Informatica. 'HET VERTALEN VAN PARALLELLE PROGRAMMA'S IN GEINTEGREERDE SCHAKELINGEN'.
12.30 - 14.00 uur:	Lunch.
14.00 - 14.45 uur:	**Dr. Ir. E.F.A. Deprettere** TU Delft. Vakgroep Netwerktheorie. 'HET HIFI SYSTEEM : COMPILATIE VAN SYSTOLISCHE EN BIJNA SYSTOLISCHE SYSTEMEN'.
14.45 - 15.30 uur:	Prof.Dr.Ir.R. Otten T.U.Delft YORKTOWN SILICON COMPILER
15.30 - 15.50 uur:	Theepauze.
15.50 - 17.00 uur:	Demonstraties. (Het demonstratieprogramma zal op het symposium worden uitgedeeld).

Voor leden van het NERG, KIVI en IEEE is de entree gratis. Introducé's en andere belangstellenden dienen bij aankomst een entreeprijs van f 20,00 aan de ingang te voldoen.
Aanmelding voor de lezingen dient te geschieden vóór 10 september door middel van de aangehechte kaart, gefrankeerd met 55 cent. Reservering voor de lunch vindt slechts plaats, als vóór 10 september een bedrag van f 25,00 is ontvangen op bankrekening 427389070 AMRO Delft, t.n.v. Stichting PRCS onder vermelding van 'Si-Compilatie'. Het gironummer van de bank is 460175.

De Aula is bereikbaar met bus 63 die om het kwartier van het Centraal Station te Delft vertrekt. Per auto kan de TU Delft bereikt worden via de afslag 'Delft-Zuid' vanaf de autoweg tussen Den Haag en Rotterdam (A13).

Delft, juli 1987

Namens de samenwerkende vereniging,
Prof. P. Dewilde
Tel. 015-786234

25. Kabels (Goedbloed).
Kritische beschouwing van een aantal kabels. Welke kabel moet ik gebruiken? Connectoren.

26. Practische aanpak van een stoorprbleem (Goedbloed).
Onderzoek naar de stoorbron, de gestoorde en de koppelweg. Straling versus geleiding. Enkele eenvoudige hulpmiddelen.

27. Mechanische aspecten (Coenen).
De invloed van de mechanische constructie op het EMC gedrag van een product.

28. ESD (Sevat).
Het ontstaan van statische elektriciteit,de ontlading van statische elektriciteit. De effecten van ESD. Bescherming tegen EMC. Het testen van de immuniteit voor ESD.

29. EMC management (Coenen)
Integrale EMC aanpak in een bedrijf.

30. EMC bij geschakelde voedingen (Coenen).
Common-mode en differential mode storingen ,directe en indirecte straling, susceptibiliteit.

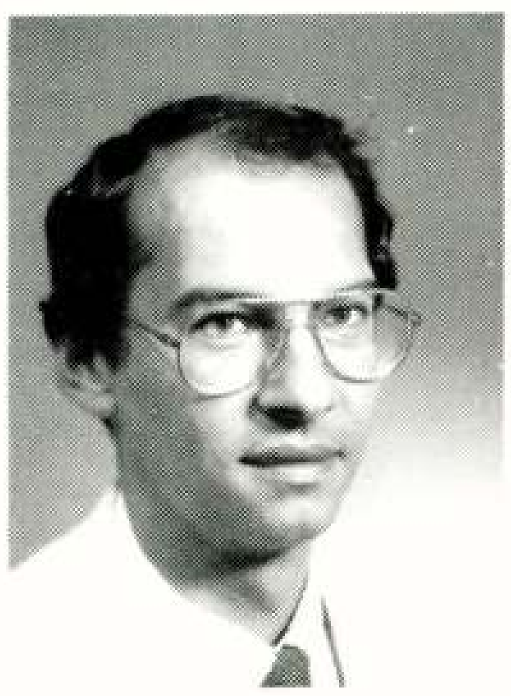
Een groot deel van de voordrachten wordt toegelicht met technische demonstraties.

Verdere inlichtingen:
Orgaan voor PATO,Secretariaat
Prinsessegracht 23
Postbus 30424, 2500 GK den Haag
Tel.070-644957

NEDERLANDS ELEKTRONICA- EN RADIOGENOOTSCHAP
(354ste werkvergadering)
IEEE BENELUX SECTIE
AFD. TELECOMMUNICATIE VAN HET KIvI



IR. P. SCHEEREN



IR. A. VAN ARDENNE

UITNODIGING

voor de werkvergadering op **dinsdag 6 oktober 1987** in het **Academisch Genootschap** aan de Parklaan 93 te Eindhoven.

THEMA: Enkele aspecten van Radio-Wetenschap in Nederland.

Naar aanleiding van de "XXII General Assembly of URSI" (25 augustus - 2 september, Tel-Aviv, Israel) zijn een aantal deelnemers uitgenodigd hun onderzoeksbijdrage op deze werkvergadering toe te lichten.

PROGRAMMA

09.30 uur: Ontvangst en koffie.

10.00 uur: **PROF. DR. F. L. STUMPERS,**
VERSLAG VAN ACTIVITEITEN IN COMMISSIE E VAN HET URSI.

10.30 uur: **IR. P. SCHEEREN,** (Technische Universiteit Eindhoven);
INTERFERENCE REDUCTION TECHNIQUES.

11.10 uur: Koffie.

11.40 uur: **DR. R. T. SCHILIZZI,** (Radio Sterrenwacht Dwingeloo);
RADIO ASTRONOMY IN SPACE.

12.20 uur: Lunch.

13.30 uur: **PROF. DR. IR. P. VAN DEN BERG,** (Technische Universiteit Delft);
ELECTROMAGNETIC SCATTERING.

14.10 uur: **IR. A. VAN ARDENNE,** (Radio Sterrenwacht Dwingeloo);
RECEIVER DEVELOPMENTS FOR THE J. C. MAXWELL TELESCOPE.

14.50 uur: Thee.

15.20 uur: **IR. C. G. M. VAN 'T KLOOSTER,** (Estec Noordwijk);
SATELLITE ANTENNA TESTING IN EUROPE.

16.00 uur: Sluiting.

Aanmelding voor de lezingen dient te geschieden vóór 29 september door middel van de aangehechte kaart **gefrankeerd** met **55 cent.** Reservering voor de lunch vindt slechts plaats als vóór 29 september een bedrag van Fl 15.00 is ontvangen op postrekening 94746 t.n.v. Penningmeester NERG, Leidschendam onder vermelding van "Radio-Wetenschap".
Het Academisch Genootschap is op 10 minuten loopafstand in oostelijke richting van de zuid-uitgang van station Eindhoven.

Namens de samenwerkende verenigingen,
DR. IR. A. J. VINCK, NERG.
Tel. 040 - 473672

Eindhoven, augustus 1987.

WERKBEZOEK

Bezoek van het NERG aan het Philips' Natuurkundig Laboratorium.

Op dinsdag 24 november j.l. bracht een groep van 37 personen van het NERG een bezoek aan het Philips' Natuurkundig Laboratorium te Eindhoven. Thema was de ontwikkeling in de micro-electronica.

De dag werd ingeleid door dr.ir. T.A.C.M.Claassen. Deze gaf een schets van de organisatiestructuur van het laboratorium en ging tevens dieper in op het MEGA-project, de nieuwste ontwikkeling in de micro-electronica.

Het onderzoeksprogramma wordt uitgevoerd door 4300 personen in een achttal laboratoria in een zesal landen, die opereren als een organisatorische eenheid. In overleg met de produktdivisies stelt het centrale researchmanagement de hoofdlijnen van het onderzoekprogamma vast. Uitgangspunten daarbij vormen de doelstellingen van de onderneming op middellange en lange termijn.

Een groot aantal projecten wordt uitgevoerd in samenwerking met de ontwikkelingsafdelingen. Een voorbeeld hiervan vormt de R&D-inspanning op het gebied van de IC technologie. In Eindhoven zijn hiervoor bij de researchlaboratoria nieuwe faciliteiten gebouwd. Daar wordt gewerkt aan de submicron-technologie voor de volgende generatie geavanceerde geïntegreerde schakelingen. Het testprodukt van dit project is een 1Mbit SRAM dat 9 à 10 miljoen transistoren bevat op een oppervlak van 96 mm^2. De ontwikkeling daarvan vindt plaats in het kader van het samenwerkingsproject met Siemens. Samen wordt ongeveer 1,7 mld. gulden besteed aan dit MEGA-project.
Het MEGA-project omvat Computer Aided Design, geheugenontwerp, procestechnologie en productiemethoden. Behalve voor de ontwikkeling van (multi-)megabit geheugen-IC's, zal de submicron technologie ook worden gebruikt voor het realiseren van een groot aantal andere complexe IC's. Voorbeelden hiervan zijn "single chip" Compact Disc schakelingen, digitale signaalprocessors, microprocessors en grafische processors. Ook de inspanningen op het gebied van het IC-ontwerp en de benodigde CAD-gereedschappen zijn in het nieuwe centrum in Eindhoven geconcentreerd.
In het nat.lab. werken momenteel ongeveer 2500 mensen waarvan maximaal ongeveer 525 werkzaam zullen zijn in het MEGA-project.

Vervolgens sprak ir. E.Roza over IC ontwerpmethoden. Hij maakte onderscheid in een drietal benaderingen,

1. vanaf de bodem,
2. vanaf het midden
3. vanaf de top.

ad.1: ontwerp primitieven:
electrisch : transistoren,
geometrisch: polygonen.

karakteristieken:
* zeer arbeidsintensief en foutgevoelig ontwerptraject wegens het lage niveau van de primitieven.
* alleen geschikt voor bestsellers (massaproductie).
* relatief eenvoudige gereedschapsset

  - circuit simulator,
  - layout editor,
  - circuit extractor,
  - geometrische design rule checker.

ad. 2:
a) ontwerp primitieven:
electrisch: cellen, macro's, geheugenblokken,
geometrisch: standaard patroon.

karakteristieken:
* schema invoer,
* logische simulator,
* overdracht naar foundry,
* alternatieven: gate arrays, standaard cellen,

  gate arrays: snelle procestijd,
  goedkoop bij kleine series,
  standaard cel: kleiner oppervlak.

b) electrisch geparametriseerde bouwblokken.
ontwerp primitieven:
electrisch : cellen, macro's, geheugenblokken,
geometrisch: boundary boxes en terminals.

karakteristieken:
* ontwerp zonder IC kennis mogelijk,
* ontwerp op electrisch niveau met behulp van een hoog niveau simulator, maar ook op geometrisch niveau met behulp van een floorplanner.
* de IC ontwerper heeft een aantal gedefinieerde bouwblokken ontworpen (sotftware matig); deze bouwblokken zijn geparametriseerd, zodat er schijnbaar een oneindig grote bibliotheek bestaat.

ad.3: Top down design.
Directe synthese van de layout uit een textuele gedragsbeschrijving van het te realiseren systeem, interactief ondersteund door de ontwerper.

Voorbeeld hiervan is het zgn. Piramid systeem.
Karakteristieken van dit project:

NEDERLANDS ELEKTRONICA- EN RADIOGENOOTSCHAP
(355ste werkvergadering)
IEEE BENELUX SECTIE
AFD. TELECOMMUNICATIE VAN HET KIvI

UITNODIGING

voor de werkvergadering op **donderdag 5 november 1987** in het gebouw voor **Elektrotechniek (collegezaal E hoog)** van de **Technische Universiteit Eindhoven.**

THEMA: ELECTROMAGNETIC INTERFERENCE AND COMPATIBILITY.

PROGRAMMA:

09.30 uur: Ontvangst en koffie.



DR. IR. E. J. MAANDERS



IR. C. T. W. VAN DIEPENBEEK

10.00 uur: **PROF. DR. IR. P. C. T. VAN DER LAAN EN DR. A. P. J. VAN DEURSEN**, (Technische Universiteit Eindhoven); BLIKSEMS MOEILIJK METEN.

10.40 uur: **C. WAGEMAKER**, (NLR Laboratorium, Emmeloord); EMC MEETFACILITEITEN.

11.20 uur: Koffie.

11.50 uur: **DR. J. J. GOEDBLOED**, (Philips Natuurkundig Laboratorium, Eindhoven); ELECTRO-STATIC DISCHARGE.

12.30 uur: Lunch.
Tijdens de lunch pauze bestaat de mogelijkheid enkele demonstraties bij te wonen.

14.00 uur: **ING. M. H. HARTMANN**, (B.V. Ingenieursburo Schaap, Deventer); SYSTEEM BEVEILIGINGS- EN AARDINGSPROBLEMATIEK.

14.40 uur: **DR. IR. E. J. MAANDERS**, (Eindhoven); PATO ONDERWIJS ELEKTRO-MAGNETISCHE COMPATIBILITEIT.

14.50 uur: Thee.

15.20 uur: **IR. C. T. W. VAN DIEPENBEEK**, (PTT Radio Controle Dienst, Groningen); RADIO GEBRUIK, EMC EN DE BURGER.

16.00 uur: Sluiting.

Aanmelding voor de lezingen dient te geschieden vóór 30 oktober door middel van de aangehechte kaart **gefrankeerd** met **55 cent**. Reservering voor de lunch vindt slechts plaats als vóór 30 oktober een bedrag van fl. 15,00 is ontvangen op postrekening 94746 t.n.v. Penningmeester NERG, Leidschendam onder vermelding van "EMC", NERG, IEEE, KIvI leden en studenten hebben gratis toegang. Niet leden dienen een entree-prijs van fl. 15,00 te betalen.

Namens de samenwerkende verenigingen,
DR. IR. A. J. VINCK, NERG.
Tel. 040 - 473672

Eindhoven, oktober 1987.

- synthese omgeving (Cathedral II),
- modulegeneratie omgeving,
- floorplanning omgeving.

Hierna sprak dr. R.J.G.Goossens over IC technologie.

Aangezien de technologie-eisen voor een 1 Mbit SRAM grote overeenkomsten vertoont met die van de meeste andere digitale IC's die Philips heeft ontwikkeld, is besloten dat Philips zich gaat toeleggen op 1 Mbit SRAM en de andere onderzoekspartner Siemens op het 4 Mbit DRAM. Over het SRAM kan het volgende gezegd worden:

* zeer regelmatige structuur,
* stelt hoge eisen aan het fabricageproces,
* is makkelijk te testen,
* een fout is makkelijk te localiseren.

In het MEGA-project wil men een zeer hoge integratiedichtheid bereiken. Dit houdt in: kleine transistoren en een kleine onderlinge afstand. Eén van de problemen die hierbij opgelost moesten worden, was de laterale diffusie. Men is in staat gebleken deze van 0,7 μm tot minder dan 0,1 μm terug te brengen. Dit bereikte men door de fosfor atomen bij het inschieten een energie te geven van ongeveer 700 keV. Met deze energie zijn de atomen in staat meteen 1 μm in het sillicium door te dringen waarbij de laterale diffusie zeer klein blijft. Bij deze methode moet er wel voor gewaakt worden dat het Si-oppervlak mooi vlak blijft.

Een ander probleem bij het bereiken van een grote integratiedichtheid is het optreden van grotere parasitaire capaciteiten en de daarmee gepaard gaande grotere lekstromen. Philips eist dat de lekstroom niet groter is dan 0,01 pA waarbij de afstand tussen een n- en p-kanaal MOST ongeveer 2,5 μm is. Het gevolg van zo'n kleine afstand is het optreden van zeer hoge electrische velden. Hierdoor worden electronen zodanig versneld, dat ze, bij een baanafwijking, in het isolerende siliciumoxide kunnen schieten en daar in een trap blijven zitten waardoor zich in de isolatie steeds meer lading gaat ophopen.
Het gevolg hiervan is dat op den duur (enkele minuten) het potentiaalplaatje van het IC zodanig verstoord wordt, dat het IC niet meer zal werken. Dit heeft men oppgelost door extra electrische weerstand in te bouwen; een en ander heeft geleid tot het ontstaan van de zogenaamde LLD transistor.

Na een blik te hebben geworpen in het indrukwekkende IC produktielab. en na de lunch werd een viertal demonstraties gegeven.

eerste demonstratie:
Piramid, door ir. P.E.R.Lippens.

Piramid is een voorbeeld van een top-down ontwerpsysteem, zoals hiervoor beschreven. Aan de hand van een voorbeeld werd getoond hoe dit systeem werkt en op welke wijze een ontwerper de lay-out synthese kan beïnvloeden.

tweede demonstratie:
Het MEGA-project, door ir. A.T.van Zanten.

De technieken bij het ontwerpen van een megabit IC kwamen hier aan de orde alsook de methoden voor het localiseren van een fout. Bij het constateren van een fout is het mogelijk dat redundante (extra aanwezige) blokken worden aangesproken die de functies overnemen van de kapotte blokken. Een en ander werd uitgelegd aan de hand van grote uitgewerkte tekeningen van een megabit IC.

derde demonstratie:
One chip TV, door ir. A.Sempel.

De steeds verdergaande miniaturisering heeft ook zijn intrede gedaan in de televisietoestellen. Bij Philips wordt onderzoek gedaan naar een (submicron) IC dat bijna alle functies aankan vanaf het binnenkomen van het TV-signaal tot en met de uiteindelijke beeld- en geluidinformatie. Problemen die zich bij dit onderzoek voordoen worden besproken; problemen van het optimaliseren van PLL (Phase Lock Loop) schakelingen, het elimineren van overspraak in het IC. De huidige stand van het onderzoek werd gedemonstreerd aan de hand van een TV-beeld.

vierde demonstratie:
D/A converters voor digitale audio, door ing.P.J.A.Naus.

Dit onderwerp is vooral interessant vanwege de stormachtige ontwikkeling van de Compact Disc. In de eerste speler werd nog een 14-bit D/A converter gebruikt terwijl de muziekinformatie in 16-bits woorden op het plaatje staat gecodeerd. Door viervoudig te gaan oversampelen en noiseshaping toe te passen is men toch in staat om hiermee een 16-bit performance te halen. De reden voor het gebruik van deze 14-bits converter was dat men niet in staat was een 16-bit converter te bouwen. Nu is men wel daartoe in staat en de huidige generatie CD-spelers heeft reeds een 16-bits D/A converter, bestaande uit meerdere IC's. Tegenwoordig wordt onderzoek gedaan naar één IC dat de gehele conversie aankan. De verschillen in kwaliteit werden door middel van een demonstratie ten gehore gebracht.

Na een drankje en de afsluitende bijeenkomst waarbij vragen gesteld konden worden, werd de zeer interessante dag op het Philips' Natuurkundig Laboratorium afgesloten.

Het bestuur van het communicatiedispuut "Odin" van de

NEDERLANDS ELEKTRONICA- EN RADIOGENOOTSCHAP
(356ste werkvergadering)

UITNODIGING

voor een werkbezoek op **dinsdag 24 november 1987** aan het **Philips Natuurkundig Laboratorium, Prof. Holstlaan, Eindhoven.**
THEMA: NIEUWE ONTWIKKELINGEN IN DE MICRO-ELECTRONICA.

PROGRAMMA:

09.30 uur: Ontvangst in gebouw WAY.

10.00 uur: Inleiding Micro-Electronica.

10.30 uur: Video presentatie van de activiteiten van het Philips Research IC-R&D centrum.

11.00 uur: Koffie.

11.15 uur: Lezing IC-ontwerp methoden.

11.45 uur: Lezing IC-technologie.

12.15 uur: Rondleiding IC-technologie gebouw.

12.45 uur: Lunch, aangeboden door PHILIPS.

14.00 uur: Ontwerp- en applicatie-demonstraties.

16.00 uur: Thee.

16.15 uur: Afsluitende discussie.

Aanmelding voor het werkbezoek dient te geschieden vóór 10 november door middel van de aanghechte kaart **gefrankeerd** met **55 cent.** Het aantal deelnemers is **beperkt** tot **30.** Tijdstip van ontvangst van de aanmelding is beslissend voor deelname. Deelnemers krijgen een schriftelijke bevestiging. Het Natuurkundig Laboratorium is bereikbaar met bus 177 die vertrekt vanaf de westzijde van de noorduitgang van station Eindhoven om 9.23 uur. Om 16.45 uur vertrekt bus 177 van het Natuurkundig Laboratorium naar het station.

Namens het NERG bestuur,
DR. IR. A. J. VINCK, Programma commissaris,
Tel. 040-473672.

Eindhoven, oktober 1987.

Technische Universiteit Eindhoven dankt het NERG, voor het reserveren van een plaats voor een student.

J.K. Oosterhuis, (penningmeester "Odin").
Redactionele bewerking, Ir. C.M.Huizer.

Van de Programma Commissaris.

Gedurende het voorjaarssemester 1988 vinden de volgende, door het NERG georganiseerde activiteiten plaats:

- 23 februari. Gezamenlijke werkvergadering met de Audio Engineering Society van de IEEE. Tevens Vederprijs uitreiking;
- 13 april. Werkvergadering te Utrecht. PTT vergadercentrum.
  Thema: Nieuwe ontwikkelingen in de materialen en hun toepassingen. Tevens NERG jaarvergadering;
- 2 mei. Werkvergadering ter gelegenheid van HET INSTRUMENT.
  Thema: Electromagnetisme in de geneeskunde. Na de middag bezoek aan de tentoonstelling HET INSTRUMENT. Een gids en lunch worden gratis verstrekt;
- 30-31 mei. Cursus Application of Error Control Coding in Digital Communications.
  Deze twee-daagse cursus wordt gegeven door Prof. V.K.Bhargava. Prof. Bhargava is co-auteur van het boek Digital Communications by Satellite. Hij heeft een uitgebreide research ervaring op het gebied van error-correcting codes, sequence design en spread spectrum communications. Voor deze twee-daagse cursus worden slechts 20 deelnemers toegelaten. De kosten bedragen ongeveer Fl. 600. Voor inlichtingen kunt U ondergetekende bellen;
- 9 juni. Werkbezoek Telematica Laboratorium Groningen, lezingen en demonstraties. Voor een beperkt aantal deelnemers.

Alle NERG leden krijgen voor bovengenoemde evenementen een uitnodiging. Voor inlichtingen:
Dr.ir. A.J.Vinck
TUE, 040-473672.

UIT HET NERG

LEDENMUTATIES

Voorgestelde leden

Ir. J.M. de Bruijn, Bommelsedijk 22, 3258 LB Den Bommel.
Ir. J. Elshout, C.M.E., Postbus 128, 5600 AC Eindhoven.
Ir. G.J.C. Verhoef, De Haar 6, 2261 XS Leidschendam.
Ing. H.J.T van der Vleut, De Haar 44, 2261 XV Leidschendam.

Nieuwe leden

Ir. R. van den Berg, Oude Schans 13, 1011 KR Amsterdam.
Prof.dr.ir. W.M.G. van Bokhoven, Knippekamp 8, 5731 CD Mierlo.
E. Hardam, Hagenkampweg 4, 5616 AR Eindhoven.
Ir. C. Joosse, Erasmuslaan 27, 5645 GA Eindhoven.
Ir. A.G. van Lienden, Tamboerijnlaan 41, 2287 TC Rijswijk.
Ir. G.A. Niekolaas, Steenzicht 30, 2543 AH 's-Gravenhage.
Dr. M.A. Perry, Cartesiuslaan 20, 2341 AN Oegstgeest.
Dr.ir. K.A. Schouhamer Immink, W. Alexanderlaan 15, 5664 AN Geldrop.
Ir. H.F. Sikkema, Langswater 632, 1069 EE Amsterdam.
Ir. P.F.M. Smulders, Platschelpenbank 5, 2317 ML Leiden.
Ir. R.R. Venekamp, Lindenlaan 33, 2451 CB Leimuiden.

Nieuwe adressen van leden

Ir. S.M.C. Borgers, Akeleilaan 9, 5552 GS Valkenswaard.
Ing. J.A. Kegel, Runslingan 10 A, S-22377 Lund, Zweden.
Ir. S. Kukler, Jacob van Campenlaan 34, 2321 GD Leiden.
Ir. K.E. Kuijk, Klompenmakerwei 10, 5551 MR Valkenswaard.
Ir. P.A.P.H. de Lepper, H. Schaftstraat 60, 2264 DL Leidschendam.
Ir. L.H.A.M. Melis, Donkweg 6, 4824 CA Breda.

Conferentieaankondigingen

Benelux Symposium over informatietheorie; Mierlo, 26 en 27 mei 1988. Contactadres: Dr.Ir. K.A.Schouhamer Immink, Philips Natuurkundig Laboratorium, 5600 JA Eindhoven; tel. 040-742221.

14e Congrès International sur les contacts electriques; Paris, June 20-24, 1988. Contactadres: Société des Electriciens et des Electroniciens; 48 Rue de la Procession; 75724 Paris Cedex 15; France.

Eurosensors II; 4th symposium on sensors and actuators; Technische Universiteit Twente; 2-4 november 1988. Contactadres: Eurosensors II; c/o Congress Bureau Twente; PO Box 613; 7500 AP Enschede; Nederland. Tel. 053-303070.

ITG-Fachtagung; Hörrundfunk; Mainz 14-16 November 1988. Call for papers 5 April 1988. Contactadres: VDE-Zentralstelle Tagungen, Stresemannallee 15, D-6000 Frankfurt am Main 70.

Tijdschrift van het Nederlands Elektronica- en Radiogenootschap

Inhoud

deel 53 - nr. 1 - 1988

druk: de Witte, Eindhoven.